

日 本 国 特 許 庁  
JAPAN PATENT OFFICE

別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office

出 願 年 月 日

Date of Application:

2002年 8月27日

出 願 番 号

Application Number:

特願2002-247318

[ ST.10/C ]:

[ JP2002-247318 ]

出 願 人

Applicant(s):

ソニー株式会社

2003年 6月10日

特 許 庁 長 官  
Commissioner,  
Japan Patent Office

太田信一郎



出証番号 出証特2003-3044940

【書類名】 特許願

【整理番号】 0290115504

【提出日】 平成14年 8月27日

【あて先】 特許庁長官 殿

【国際特許分類】 H03M 13/00

【発明者】

    【住所又は居所】 神奈川県横浜市保土ヶ谷区新井町 2 2 0 の 2 0

    【氏名】 菊池 敦

【発明者】

    【住所又は居所】 東京都品川区北品川 6 丁目 7 番 3 5 号 ソニー株式会社  
                                内

    【氏名】 服部 雅之

【特許出願人】

    【識別番号】 000002185

    【氏名又は名称】 ソニー株式会社

【代理人】

    【識別番号】 100110434

    【弁理士】

    【氏名又は名称】 佐藤 勝

【手数料の表示】

    【予納台帳番号】 076186

    【納付金額】 21,000円

【提出物件の目録】

    【物件名】 明細書 1

    【物件名】 図面 1

    【物件名】 要約書 1

    【包括委任状番号】 0011610

【ブルーフの要否】 要

【書類名】 明細書

【発明の名称】 符号化装置及び符号化方法、並びに復号装置及び復号方法

【特許請求の範囲】

【請求項 1】 入力されたデータに対して低密度パリティ検査符号による符号化を行う符号化装置であって、

検査行列における 1 の個数の分布を表すディグリー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出手段と、

上記ディグリー・シーケンス算出手段によって算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成手段と、

上記検査行列生成手段によって生成された検査行列を用いて符号化を行う符号化手段とを備え、

上記ディグリー・シーケンス算出手段は、符号の復号を行う復号装置にて受信値及びメッセージを低ビット数で表現する際に、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスを最適化して算出すること

を特徴とする符号化装置。

【請求項 2】 上記ディグリー・シーケンス算出手段は、検査行列における横方向の 1 の個数の分布を表す横方向ディグリー・シーケンスを、1 の個数を表す次数  $m_i$  とこの次数  $m_i$  の割合  $\rho_i$  とをパラメータとして下記一般式 (1) で表現したときの次数  $m_i$  を固定し、検査行列における縦方向の 1 の個数の分布を表す縦方向ディグリー・シーケンスを、与えられた雑音の分散又は与えられた復号後の誤り確率に対して最適化すること

を特徴とする請求項 1 記載の符号化装置。

【数 1】

$$\rho(x) = \sum \rho_i x^{m_i} \quad \dots (1)$$

【請求項 3】 上記ディグリー・シーケンス算出手段は、検査行列における横

方向の 1 の個数の分布を表す横方向ディグリー・シーケンスを、1 の個数を表す次数を隣り合う整数  $m$ ,  $m+1$  とし、これらの次数  $m$ ,  $m+1$  と次数  $m$ ,  $m+1$  の割合  $\rho(m)$ ,  $\rho(m+1)$  とをパラメータとする下記一般式 (2) で表される 2 項の和からなる多項式で表現し、検査行列における縦方向の 1 の個数の分布を表す縦方向ディグリー・シーケンスを、与えられた雑音の分散又は与えられた復号後の誤り確率に対して最適化すること

を特徴とする請求項 1 記載の符号化装置。

【数 2】

$$\rho(x) = \rho(m)x^m + \rho(m+1)x^{m+1}$$

ただし、 $\rho(m) + \rho(m+1) = 1 \quad \dots (2)$

【請求項 4】 上記ディグリー・シーケンス算出手段は、検査行列における横方向の 1 の個数の平均値を、与えられた雑音の分散又は与えられた復号後の誤り確率に対して最適化すること

を特徴とする請求項 3 記載の符号化装置。

【請求項 5】 上記ディグリー・シーケンス算出手段は、検査行列における縦方向の 1 の個数の分布を表す縦方向ディグリー・シーケンスを、1 の個数を表す次数を 2 種類の奇数  $n_1$ ,  $n_2$  とし、これらの次数  $n_1$ ,  $n_2$  と次数  $n_1$ ,  $n_2$  の割合  $\lambda(n_1)$ ,  $\lambda(n_2)$  とをパラメータとする下記一般式 (3) で表される 2 項の和からなる多項式で表現すること

を特徴とする請求項 3 記載の符号化装置。

【数 3】

$$\lambda(x) = \lambda(n_1)x^{n_1} + \lambda(n_2)x^{n_2}$$

ただし、 $\lambda(n_1) + \lambda(n_2) = 1 \quad \dots (3)$

【請求項 6】 上記ディグリー・シーケンス算出手段は、上記次数  $n_1$  を 3 とすること

を特徴とする請求項 5 記載の符号化装置。

【請求項 7】 通信路の状態を推定して上記雑音の分散を求めるチャネル推定

手段を備えること

を特徴とする請求項 1 記載の符号化装置。

【請求項 8】 与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、上記復号装置による受信値の量子化の際の量子化幅を最適化して算出し、上記量子化幅の値を示す情報を送信する送信手段を備えること

を特徴とする請求項 1 記載の符号化装置。

【請求項 9】 上記符号化手段は、上記検査行列生成手段によって生成された検査行列に基づいて生成行列を生成し、上記生成行列を入力されたデータに対して積算すること

を特徴とする請求項 1 記載の符号化装置。

【請求項 10】 上記符号化手段は、符号化率が  $1/2$  の符号化を行うことを特徴とする請求項 1 記載の符号化装置。

【請求項 11】 入力されたデータに対して低密度パリティ検査符号による符号化を行う符号化方法であって、

検査行列における 1 の個数の分布を表すディグリー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出工程と、

上記ディグリー・シーケンス算出工程にて算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成工程と、

上記検査行列生成工程にて生成された検査行列を用いて符号化を行う符号化工程とを備え、

上記ディグリー・シーケンス算出工程では、符号の復号を行う復号処理にて受信値及びメッセージを低ビット数で表現する際に、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスが最適化されて算出されること

を特徴とする符号化方法。

【請求項 12】 上記ディグリー・シーケンス算出工程では、検査行列における横方向の 1 の個数の分布を表す横方向ディグリー・シーケンスが、1 の個数を

表す次数  $m_i$  とこの次数  $m_i$  の割合  $\rho_i$  とをパラメータとして下記一般式 (1) で表現したときの次数  $m_i$  が固定され、検査行列における縦方向の 1 の個数の分布を表す縦方向ディグリー・シーケンスが、与えられた雑音の分散又は与えられた復号後の誤り確率に対して最適化されること

を特徴とする請求項 1 記載の符号化方法。

【数 4】

$$\rho(x) = \sum \rho_i x^{m_i} \quad \dots (1)$$

【請求項 1 3】 上記ディグリー・シーケンス算出工程では、検査行列における横方向の 1 の個数の分布を表す横方向ディグリー・シーケンスが、1 の個数を表す次数を隣り合う整数  $m$ ,  $m+1$  とし、これらの次数  $m$ ,  $m+1$  と次数  $m$ ,  $m+1$  の割合  $\rho(m)$ ,  $\rho(m+1)$  とをパラメータとする下記一般式 (2) で表される 2 項の和からなる多項式で表現され、検査行列における縦方向の 1 の個数の分布を表す縦方向ディグリー・シーケンスが、与えられた雑音の分散又は与えられた復号後の誤り確率に対して最適化されること

を特徴とする請求項 1 記載の符号化方法。

【数 5】

$$\rho(x) = \rho(m)x^m + \rho(m+1)x^{m+1}$$

ただし、 $\rho(m) + \rho(m+1) = 1 \quad \dots (2)$

【請求項 1 4】 上記ディグリー・シーケンス算出工程では、検査行列における横方向の 1 の個数の平均値が、与えられた雑音の分散又は与えられた復号後の誤り確率に対して最適化されること

を特徴とする請求項 1 3 記載の符号化方法。

【請求項 1 5】 上記ディグリー・シーケンス算出工程では、検査行列における縦方向の 1 の個数の分布を表す縦方向ディグリー・シーケンスが、1 の個数を表す次数を 2 種類の奇数  $n_1$ ,  $n_2$  とし、これらの次数  $n_1$ ,  $n_2$  と次数  $n_1$ ,  $n_2$  の割合  $\lambda(n_1)$ ,  $\lambda(n_2)$  とをパラメータとする下記一般式 (3) で表

される 2 項の和からなる多項式で表現されること  
を特徴とする請求項 1 3 記載の符号化方法。

【数 6】

$$\lambda(x) = \lambda(n_1)x^{n_1} + \lambda(n_2)x^{n_2}$$

ただし、 $\lambda(n_1) + \lambda(n_2) = 1$       ・ ・ ・ (3)

【請求項 1 6】 上記ディグリー・シーケンス算出工程では、上記次数  $n_1$  が 3 とされること

を特徴とする請求項 1 5 記載の符号化方法。

【請求項 1 7】 通信路の状態を推定して上記雑音の分散を求めるチャネル推定工程を備えること

を特徴とする請求項 1 1 記載の符号化方法。

【請求項 1 8】 与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、上記復号処理における受信値の量子化の際の量子化幅を最適化して算出し、上記量子化幅の値を示す情報を送信する送信工程を備えること

を特徴とする請求項 1 1 記載の符号化方法。

【請求項 1 9】 上記符号化工程では、上記検査行列生成工程にて生成された検査行列に基づいて生成行列が生成され、上記生成行列が入力されたデータに対して積算されること

を特徴とする請求項 1 1 記載の符号化方法。

【請求項 2 0】 上記符号化工程では、符号化率が  $1/2$  の符号化が行われること

を特徴とする請求項 1 1 記載の符号化方法。

【請求項 2 1】 検査行列における 1 の個数の分布を表すディグリー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出手段と、上記ディグリー・シーケンス算出手段によって算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成手段と、上記検査行列生成手段によって生成された検査行列を用いて符号化を行う符号化手段とを備え、上記ディグリー・シーケンス算出手

段は、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスを最適化して算出する符号化装置によって低密度パリティ検査符号による符号化が施された符号の復号を行う復号装置であって、

上記符号化装置から送信されたデータを受信値として受信する受信手段と、

上記受信手段によって受信された受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化する量子化手段と、

上記量子化手段によって量子化された受信値の確率分布に基づいて情報ビットとしてのメッセージを算出するメッセージ算出手段とを備えること

を特徴とする復号装置。

【請求項 2 2】 上記メッセージ算出手段は、バリエブルノードから出力されるメッセージの確率分布を所定の低ビット数で量子化すること

を特徴とする請求項 2 1 記載の復号装置。

【請求項 2 3】 上記受信手段によって受信されたデータに重畳されている雑音の分散を求める分散測定手段と、

上記分散測定手段によって求められた雑音の分散に基づいて最適化した量子化幅を決定する量子化幅決定手段とを備え、

上記量子化手段は、上記量子化幅決定手段によって決定された量子化幅で受信値の確率分布を量子化すること

を特徴とする請求項 2 1 記載の復号装置。

【請求項 2 4】 上記メッセージ算出手段は、バリエブルノードから出力されるメッセージの確率分布を所定の低ビット数で量子化する際に、上記量子化幅決定手段によって決定された量子化幅でメッセージの確率分布を量子化すること

を特徴とする請求項 2 3 記載の復号装置。

【請求項 2 5】 上記受信手段は、上記量子化手段による量子化の際の量子化幅の値を示す情報を上記符号化装置から受信し、

上記量子化手段は、上記受信手段によって受信された量子化幅の値を示す情報に基づいて、受信値の確率分布を量子化すること

を特徴とする請求項 2 1 記載の復号装置。



【請求項 2 6】 上記メッセージ算出手段は、上記量子化手段によって量子化された受信値の確率分布に基づいてバリアブルノードから出力されるメッセージの確率分布を算出し、さらに、この確率分布に基づいて、チェックノードから出力されるメッセージの確率分布を算出する一連の復号動作を所定の回数だけ反復して行うこと

を特徴とする請求項 2 1 記載の復号装置。

【請求項 2 7】 検査行列における 1 の個数の分布を表すディグリー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出工程と、上記ディグリー・シーケンス算出工程にて算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成工程と、上記検査行列生成工程にて生成された検査行列を用いて符号化を行う符号化工程とを備え、上記ディグリー・シーケンス算出工程では、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスが最適化されて算出される符号化方法を用いて低密度パリティ検査符号による符号化が施された符号の復号を行う復号方法であって、

送信されてきたデータを受信値として受信する受信工程と、

上記受信工程にて受信された受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化する量子化工程と、

上記量子化工程にて量子化された受信値の確率分布に基づいて情報ビットとしてのメッセージを算出するメッセージ算出工程とを備えること

を特徴とする復号方法。

【請求項 2 8】 上記メッセージ算出工程では、バリアブルノードから出力されるメッセージの確率分布が所定の低ビット数で量子化されること

を特徴とする請求項 2 7 記載の復号方法。

【請求項 2 9】 上記受信工程にて受信されたデータに重畳されている雑音の分散を求める分散測定工程と、

上記分散測定工程にて求められた雑音の分散に基づいて最適化した量子化幅を決定する量子化幅決定工程とを備え、

上記量子化工程では、上記量子化幅決定工程にて決定された量子化幅で受信値

の確率分布が量子化されること

を特徴とする請求項 2 7 記載の復号方法。

【請求項 3 0】 上記メッセージ算出工程では、バリアブルノードから出力されるメッセージの確率分布が所定の低ビット数で量子化される際に、上記量子化幅決定工程にて決定された量子化幅でメッセージの確率分布が量子化されることを特徴とする請求項 2 9 記載の復号方法。

【請求項 3 1】 上記受信工程では、上記量子化工程における量子化の際の量子化幅の値を示す情報が受信され、

上記量子化工程では、上記受信工程にて受信された量子化幅の値を示す情報に基づいて、受信値の確率分布が量子化されること

を特徴とする請求項 2 7 記載の復号方法。

【請求項 3 2】 上記メッセージ算出工程では、上記量子化工程にて量子化された受信値の確率分布に基づいてバリアブルノードから出力されるメッセージの確率分布が算出され、さらに、この確率分布に基づいて、チェックノードから出力されるメッセージの確率分布が算出される一連の復号動作が所定の回数だけ反復されて行われること

を特徴とする請求項 2 7 記載の復号方法。

【発明の詳細な説明】

【0 0 0 1】

【発明の属する技術分野】

本発明は、入力されたデータに対して低密度パリティ検査符号による符号化を行う符号化装置及び符号化方法、並びにこれらの符号化装置及び符号化方法によって符号化が施された符号の復号を行う復号装置及び復号方法に関する。

【0 0 0 2】

【従来の技術】

近年、例えば、移動体通信や深宇宙通信といった通信分野、及び地上波又は衛星デジタル放送といった放送分野の研究が著しく進められているが、それにもない、誤り訂正符号化及び復号の効率化を目的として符号理論に関する研究も盛んに行われている。

## 【 0 0 0 3 】

符号性能の理論的限界としては、いわゆるシャノン (C. E. Shannon) の通信路符号化定理によって与えられるシャノン限界が知られている。

## 【 0 0 0 4 】

符号理論に関する研究は、このシャノン限界に近い性能を示す符号を開発することを目的として行われている。近年では、シャノン限界に近い性能を示す符号化方法として、例えば、並列連接畳み込み符号 (Parallel Concatenated Convolutional Codes ; PCCC) や縦列連接畳み込み符号 (Serially Concatenated Convolutional Codes ; SCCC) といったいわゆるターボ符号化 (Turbo coding) と呼ばれる手法が開発されている。

## 【 0 0 0 5 】

また、これらのターボ符号が開発される一方で、古くから知られる符号化方法である低密度パリティ検査符号 (Low Density Parity Check codes ; 以下、LDPC符号という。) が脚光を浴びつつある。

## 【 0 0 0 6 】

このLDPC符号は、R. G. Gallagerによる「R. G. Gallager, "Low-Density Parity-Check Codes", Cambridge, Massachusetts: M. I. T. Press, 1963」によって最初に提案されたものであり、その後、「D. J. C. MacKay, "Good error correcting codes based on very sparse matrices", Submitted to IEEE Trans. Inf. Theory, IT-45, pp. 399-431, 1999」や「M. G. Luby, M. Mitzenmacher, M. A. Shokrollahi and D. A. Spielman, "Analysis of low density codes and improved designs using irregular graphs", Available at <http://www.icsi.berkeley.edu/~luby/>」等によって再発見されるに至ったものである。

## 【 0 0 0 7 】

LDPC符号は、近年の研究により、ターボ符号等と同様に、符号長を長くしていくにしたがって、シャノン限界に近い性能が得られることがわかりつつある。また、LDPC符号は、最小距離が符号長に比例するという性質があることから、その特徴として、ブロック誤り確率特性がよく、さらに、ターボ符号等の復号特性において観測されるいわゆるエラーフロア現象が殆ど生じないことも利点

として挙げられる。

#### 【 0 0 0 8 】

以下、このようなLDPC符号について具体的に説明する。なお、LDPC符号は、線形符号であり、必ずしも2元である必要はないが、ここでは、2元であるものとして説明する。

#### 【 0 0 0 9 】

LDPC符号は、当該符号を定義する検査行列が疎なものであることを最大の特徴とするものである。ここで、疎な行列とは、当該行列内の"1"の個数が非常に少なく構成されるものであり、疎な検査行列を"H"で表すものとする、例えば図14に示すように、各列のハミング重みが"3"であり、且つ、各行のハミング重みが"6"であるもの等が考えられる。

#### 【 0 0 1 0 】

このように、各行及び各列のハミング重みが一定である検査行列Hによって定義されるLDPC符号は、レギュラーLDPC符号と称される。一方、各行及び各列のハミング重みが一定でない検査行列Hによって定義されるLDPC符号は、イレギュラーLDPC符号と称される。

#### 【 0 0 1 1 】

このようなLDPC符号による符号化は、検査行列Hに基づいて生成行列Gを生成し、この生成行列Gを2元の情報メッセージに対して積算することによって符号語を生成することで実現される。具体的には、LDPC符号による符号化を行う符号化装置は、まず、検査行列Hの転置行列 $H^T$ と算出される生成行列Gとの間に、 $GH^T = 0$ が成立する生成行列Gを算出する。ここで、生成行列Gが、 $k \times n$ 行列である場合には、符号化装置は、当該生成行列Gに対してkビットからなる情報メッセージを積算し、nビットからなる符号語を生成する。この符号化装置によって生成された符号語は、値が"0"の符号ビットが"+1"に、値が"1"の符号ビットが"-1"にといったようにマッピングされて送信され、所定の通信路を介して復号装置によって受信されることになる。

#### 【 0 0 1 2 】

一方、このLDPC符号の復号は、上述したGallagerが"Probabilistic Decod

ing”と称して提案したアルゴリズムであって、バリエブルノード (variable node (メッセージノード (message node) ともいう。)) とチェックノード (check node) とからなるいわゆるタナーグラフ (Tanner graph) 上での確率伝播 (belief propagation) によるメッセージ・パッシング・アルゴリズムによって行うことが可能である。しかしながら、この”Probabilistic Decoding”においては、各ノード間で受け渡されるメッセージが実数値であることから、解析的に解くためには、連続した値をとるメッセージの確率分布そのものを追跡する必要がある、非常に困難をとまなう解析を必要とすることになる。

## 【 0 0 1 3 】

そこで、Gallagerは、LDPC符号の復号アルゴリズムとして、アルゴリズムA又はアルゴリズムBを提案している。

## 【 0 0 1 4 】

一般的には、LDPC符号の復号は、図15に示すような手順にしたがって行われる。なお、ここでは、受信値を $U_0 (u_{0i})$ とし、チェックノードから出力されるメッセージを $u_j$ とし、バリエブルノードから出力されるメッセージを $v_i$ としており、メッセージとは、値の”0”らしさをいわゆる対数尤度比 (log likelihood ratio) で表現した実数値である。

## 【 0 0 1 5 】

まず、LDPC符号の復号においては、同図に示すように、ステップS11において、受信値 $U_0 (u_{0i})$ を受信すると、メッセージ $u_j$ を”0”とするとともに、繰り返し処理のカウンタとしての整数 $k$ を”0”とする。

## 【 0 0 1 6 】

続いて、LDPC符号の復号においては、ステップS12において、受信値 $U_0 (u_{0i})$ に基づいて、次式(4)に示す演算を行うことによってメッセージ $v_i$ を求め、さらに、このメッセージ $v_i$ に基づいて、次式(5)に示す演算を行うことによってメッセージ $u_j$ を求める。そして、LDPC符号の復号においては、整数 $k$ を”1”だけインクリメントする。

## 【 0 0 1 7 】

【数 7】

$$v_i = u_{0i} + \sum_{j=1}^{dv-1} u_j \quad \dots (4)$$

【0 0 1 8】

【数 8】

$$\tanh\left(\frac{u_j}{2}\right) = \prod_{i=1}^{dc-1} \tanh\left(\frac{v_i}{2}\right) \quad \dots (5)$$

【0 0 1 9】

なお、上式（４）及び上式（５）における  $dv$ 、 $dc$  は、それぞれ、上述した検査行列  $H$  の縦方向（列）及び横方向（行）の”１”の個数を示す任意に選択可能とされるパラメータであり、例えば（３，６）符号の場合には、 $dv = 3$ 、 $dc = 6$  となる。ここで、上式（４）及び上式（５）に示す演算においては、それぞれ、出力しようとするエッジから入力されたメッセージを、積又は和演算のパラメータとしては用いないことから、積又は和演算の範囲が  $dv - 1$ 、 $dc - 1$  までとなっている。また、上式（５）に示す演算は、実際には、２入力  $v_1$ 、 $v_2$  に対する１出力で定義される次式（６）に示す関数  $R$  のテーブルを予め作成しておき、これを次式（７）に示すように連続的に用いることによって行われる。

【0 0 2 0】

【数 9】

$$x = 2 \tanh^{-1} \{ \tanh(v_1/2) \tanh(v_2/2) \} = R(v_1, v_2) \quad \dots (6)$$

【0 0 2 1】

【数 1 0】

$$u_j = R(v_1, R(v_2, R(v_3, \dots R(v_{dc-2}, v_{dc-1})))) \quad \dots (7)$$

【0 0 2 2】

続いて、LDPC 符号の復号においては、ステップ  $S13$  において、整数  $k$  が  $N$  よりも大きいかな否かを判定する。

【0 0 2 3】

ここで、LDPC符号の復号においては、整数  $k$  が  $N$  よりも大きくないものと判定した場合には、ステップ S 1 2 からの処理を繰り返す一方で、整数  $k$  が  $N$  よりも大きいものと判定した場合には、ステップ S 1 4 へと処理を移行する。

【0 0 2 4】

そして、LDPC符号の復号においては、ステップ S 1 4 において、次式 (8) に示す演算を行うことによって最終的に出力する復号結果としてのメッセージ  $v_i$  を求めて出力し、一連の処理を終了する。次式 (8) に示す演算においては、上式 (4) とは異なり、接続している全てのエッジからの入力メッセージを用いて行われる。

【0 0 2 5】

【数 1 1】

$$v_i = u_{0i} + \sum_{j=1}^{dv} u_j \quad \cdots (8)$$

【0 0 2 6】

このようなLDPC符号の復号は、例えば (3, 6) 符号の場合には、図 1 6 に示すように各ノード間でメッセージの授受が行われる。なお、同図における “=” で示すノードでは、上式 (4) に示した演算が行われ、“+” で示すノードでは、上式 (5) に示した演算が行われる。特に、上述したアルゴリズム A においては、メッセージを2元化し、“+” で示すノードにて、 $dc - 1$  個の入力メッセージの排他的論理和演算を行い、“=” で示すノードにて、受信値  $R$  に対して、 $dv - 1$  個の入力メッセージが全て異なるビット値であった場合には符号を反転して出力する。

【0 0 2 7】

【発明が解決しようとする課題】

ところで、LDPC符号の性能を向上させるには、イレギュラーな符号を用いることが考えられる。

【0 0 2 8】

ここで、イレギュラーLDPC符号においては、検査行列をいわゆるディグリ

ー・シーケンス (degree sequence) によって定義する。ディグリー・シーケンスとは、検査行列における "1" の個数の分布を表すものである。

#### 【 0 0 2 9 】

しかしながら、LDPC符号においては、このディグリー・シーケンスによる性能評価が行われておらず、最適化されたディグリー・シーケンスの指針を与えたものは見受けられない。したがって、LDPC符号においては、このディグリー・シーケンスを最適化することができれば、符号の性能を向上させることができる余地があることがわかる。

#### 【 0 0 3 0 】

また、LDPC符号の復号においては、最初に受信値を量子化する必要がある。このとき、受信値や各ノード間で授受されるメッセージを表現するビット数が少ない場合には、量子化幅をいかに設定するかによって性能が変化することが知られている。

#### 【 0 0 3 1 】

一般的には、ビット数が少ない場合のLDPC符号の復号は、図17に示すような手順にしたがって行われる。

#### 【 0 0 3 2 】

まず、LDPC符号の復号においては、同図に示すように、ステップS21において、受信値 $U_0(u_{0i})$ を受信すると、これらの受信値 $U_0(u_{0i})$ を低ビット数で量子化し、メッセージ $v_i$ を" $u_{0i}$ "とするとともに、繰り返し処理のカウンタとしての整数 $k$ を" $0$ "とする。例えば、LDPC符号の復号においては、メッセージを2ビットで表現する場合には、受信値 $U_0(u_{0i})$ を3ビットに量子化する。LDPC符号の復号においては、この3ビットに量子化された受信値 $U_0(u_{0i})$ を2ビットに量子化し、メッセージ $v_i$ の算出に用いることになる。

#### 【 0 0 3 3 】

続いて、LDPC符号の復号においては、ステップS22において、メッセージ $v_i$ に基づいて、メッセージ $u_j$ を求め、さらに、受信値 $U_0(u_{0i})$ 及び算出したメッセージ $u_j$ に基づいて、上式(4)に示す演算を行うことによって



メッセージ  $v_i$  を求める。そして、LDPC符号の復号においては、整数  $k$  を”1”だけインクリメントする。

#### 【0034】

なお、LDPC符号の復号においては、上述したように、低ビット数の2入力  $v_1$ ,  $v_2$  から低ビット数の1出力関数のテーブルを予め作成しておき、これを連続的に用いることによって低ビット数のメッセージ  $u_j$  を求める。また、LDPC符号の復号においては、上式(4)を用いてメッセージ  $v_i$  を求めると、ビット数が増加してしまうことから、これを2ビットに量子化する。

#### 【0035】

続いて、LDPC符号の復号においては、ステップS23において、整数  $k$  が  $N$  よりも大きいかな否かを判定する。

#### 【0036】

ここで、LDPC符号の復号においては、整数  $k$  が  $N$  よりも大きくないものと判定した場合には、ステップS22からの処理を繰り返す一方で、整数  $k$  が  $N$  よりも大きいものと判定した場合には、ステップS24へと処理を移行する。

#### 【0037】

そして、LDPC符号の復号においては、ステップS24において、最終的に出力する復号結果としてのメッセージ  $v_i$  を求めて出力し、一連の処理を終了する。

#### 【0038】

このようなLDPC符号の復号においては、受信値や各ノード間で授受されるメッセージを量子化する際の量子化幅によって性能が変化する。また、LDPC符号の復号においては、上式(4)を用いてメッセージ  $v_i$  を求める際の量子化幅も誤り訂正の性能に影響する。

#### 【0039】

しかしながら、LDPC符号の復号においては、量子化幅による性能評価が行われておらず、最適化された量子化幅の指針を与えたものは見受けられない。したがって、LDPC符号の復号においては、この量子化幅を最適化することができれば、符号の性能を向上させることができる余地があることがわかる。

## 【 0 0 4 0 】

本発明は、このような実情に鑑みてなされたものであり、符号化における検査行列を定義するディグリー・シーケンスを最適化して符号性能を向上させることができる符号化装置及び符号化方法、並びに量子化幅を最適化してLDPC符号の復号を高精度に行うことができる復号装置及び復号方法を提供することを目的とする。

## 【 0 0 4 1 】

## 【課題を解決するための手段】

上述した目的を達成する本発明にかかる符号化装置は、入力されたデータに対して低密度パリティ検査符号による符号化を行う符号化装置であって、検査行列における1の個数の分布を表すディグリー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出手段と、このディグリー・シーケンス算出手段によって算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成手段と、この検査行列生成手段によって生成された検査行列を用いて符号化を行う符号化手段とを備え、ディグリー・シーケンス算出手段は、符号の復号を行う復号装置にて受信値及びメッセージを低ビット数で表現する際に、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスを最適化して算出することを特徴としている。

## 【 0 0 4 2 】

このような本発明にかかる符号化装置は、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンス算出手段によってディグリー・シーケンスを最適化して算出する。

## 【 0 0 4 3 】

また、上述した目的を達成する本発明にかかる符号化方法は、入力されたデータに対して低密度パリティ検査符号による符号化を行う符号化方法であって、検査行列における1の個数の分布を表すディグリー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出工程と、このディグリー・シーケンス算出工程にて算出さ

れたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成工程と、この検査行列生成工程にて生成された検査行列を用いて符号化を行う符号化工程とを備え、ディグリー・シーケンス算出工程では、符号の復号を行う復号処理にて受信値及びメッセージを低ビット数で表現する際に、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスが最適化されて算出されることを特徴としている。

## 【 0 0 4 4 】

このような本発明にかかる符号化方法は、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスを最適化して算出する。

## 【 0 0 4 5 】

さらに、上述した目的を達成する本発明にかかる復号装置は、検査行列における1の個数の分布を表すディグリー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出手段と、このディグリー・シーケンス算出手段によって算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成手段と、この検査行列生成手段によって生成された検査行列を用いて符号化を行う符号化手段とを備え、ディグリー・シーケンス算出手段は、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスを最適化して算出する符号化装置によって低密度パリティ検査符号による符号化が施された符号の復号を行う復号装置であって、符号化装置から送信されたデータを受信値として受信する受信手段と、この受信手段によって受信された受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化する量子化手段と、この量子化手段によって量子化された受信値の確率分布に基づいて情報ビットとしてのメッセージを算出するメッセージ算出手段とを備えることを特徴としている。

## 【 0 0 4 6 】

このような本発明にかかる復号装置は、与えられた雑音の分散に対して復号後

の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、最適化されて算出されたディグリー・シーケンスに基づいて符号化された符号を受信手段によって受信し、この受信手段によって受信された受信値の確率分布を量子化手段によって所定の低ビット数で量子化し、この量子化手段によって量子化された受信値の確率分布に基づいてメッセージ算出手段によって復号する。

## 【 0 0 4 7 】

さらにまた、上述した目的を達成する本発明にかかる復号方法は、検査行列における 1 の個数の分布を表すディグリー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出工程と、このディグリー・シーケンス算出工程にて算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成工程と、この検査行列生成工程にて生成された検査行列を用いて符号化を行う符号化工程とを備え、ディグリー・シーケンス算出工程では、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスが最適化されて算出される符号化方法を用いて低密度パリティ検査符号による符号化が施された符号の復号を行う復号方法であって、送信されてきたデータを受信値として受信する受信工程と、この受信工程にて受信された受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化する量子化工程と、この量子化工程にて量子化された受信値の確率分布に基づいて情報ビットとしてのメッセージを算出するメッセージ算出工程とを備えることを特徴としている。

## 【 0 0 4 8 】

このような本発明にかかる復号方法は、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、最適化されて算出されたディグリー・シーケンスに基づいて符号化された符号を受信し、受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化し、この量子化された受信値の確率分布に基づいて復号する。

## 【 0 0 4 9 】

## 【発明の実施の形態】

以下、本発明を適用した具体的な実施の形態について図面を参照しながら詳細に説明する。

#### 【0050】

この実施の形態は、図1に示すように、デジタル情報を図示しない送信装置が備える符号化装置1によって符号化し、その出力を雑音のある所定の通信路2を介して図示しない受信装置に入力して、この受信装置が備える復号装置3によって復号する通信モデルに適用したデータ送受信システムである。

#### 【0051】

このデータ送受信システムにおいて、符号化装置1は、低密度パリティ検査符号 (Low Density Parity Check codes ; 以下、LDPC符号という。) による符号化を行うものとして構成されるものである。特に、符号化装置1は、復号装置3において受信値や各ノード間で授受されるメッセージを少ないビット数で表現する際に、後述するディグリー・シーケンス (degree sequence) を最適化し、符号性能を向上させることができるものである。

#### 【0052】

一方、復号装置3は、符号化装置1によって符号化がなされた符号の復号を行うものであって、繰り返し復号を行うものとして構成されるものである。特に、復号装置3は、受信値や各ノード間で授受されるメッセージを少ないビット数で表現する際の量子化幅を最適化し、高精度にLDPC符号の復号を行うことができるものである。

#### 【0053】

まず、以下では、データ送受信システムの具体的な構成の説明に先だって、当該データ送受信システムによる符号化処理及び復号処理の指針を与えるに至った解析結果について説明する。

#### 【0054】

まず、復号処理における量子化方法の最適化に関する解析結果について説明する。

#### 【0055】

イニシャル・メッセージ、すなわち、受信値を3ビットで表現し、その後のメ

ッセージを2ビットで表現する復号処理の解析を、例えば「Sae-Young Chung, G. David Forney, Jr., Thomas J. Richardson and Rudiger Urbanke, "On the design of low-density parity-check codes within 0.0045 dB of the Shannon limit", To Appear in IEEE Communications Letters」に記載されている手法である、いわゆるデンシティ・エボリューション (density evolution) によって行う。

【0056】

まず、レギュラーないわゆる (3, 6) 符号について、すなわち、 $d_v = 3$ ,  $d_c = 6$ とした場合について解析する。

【0057】

バリアブルノード (variable node) から出力されるメッセージを  $V$  とし、チェックノード (check node) から出力されるメッセージを  $U$  とすると、メッセージ  $V$  は、次式 (9) で表すことができる。

【0058】

【数12】

$$V = \sum_{j=0}^{d_v-1} U_j \quad \dots (9)$$

【0059】

上式 (9) において、メッセージ  $U_0$  は、イニシャル・メッセージであり、メッセージ  $U_j$  ( $j = 1, 2, \dots, d_v - 1$ ) は、隣接するバリアブルノードから入力されるメッセージである。また、メッセージ  $U$  は、次式 (10) で表すことができる。

【0060】

【数13】

$$\tanh\left(\frac{U}{2}\right) = \prod_{i=1}^{d_c-1} \tanh\left(\frac{V_i}{2}\right) \quad \dots (10)$$

【0061】

ここで、いわゆる対数尤度比 (log likelihood ratio) で表現された実数値であるイニシャル・メッセージを3ビットに量子化する場合には、当該イニシャル

・メッセージの確率分布における正值の部分と負値の部分とを、それぞれ、4つの領域に分割する。すなわち、イニシャル・メッセージの確率分布が図2（A）に示すように表される場合には、同図（B）に示すように、8つの領域に分割するように量子化する。なお、同図における横軸は、対数尤度比を示し、縦軸は、確率分布を示している。このとき、対数尤度比の分割の区切りは、正值の部分で3つ必要になるが、これらの値、すなわち、量子化幅を  $a_1$ ,  $a_2$ ,  $a_3$  とする。また、負値の部分については、正值の部分と対称に分割するものとする。メッセージ  $U_0$  は、3ビットであることから、0～7の値をとるものとし、イニシャル・メッセージ  $U_0$  以外の他のメッセージ  $U_j$  は、2ビットであることから、0～3の値をとるものとする。

## 【0062】

デンシティ・エボルーションにおいては、 $d_v = 3$  の場合には、メッセージ  $U_0$  の確率分布  $P_{u_0}(j)$  ( $j = 0, 1, \dots, 7$ ) と、メッセージ  $V_i$  の確率分布  $P_v$  を求めるために、チェックノードから入力されるメッセージ  $U_j$  の確率分布  $P_u(j)$  ( $j = 0, 1, 2, 3$ ) とを用いて、次式(11)に示すような畳み込み演算を行う。なお、次式(11)における“\*”は、畳み込み演算を表す演算子である。

## 【0063】

## 【数14】

$$P_v = P_{u_0} * P_u * P_u \dots (11)$$

## 【0064】

この上式(11)に示す畳み込み演算は、多項式の乗算のようにして実現することができる。求められた確率分布  $P_v$  は、0～13の値をとることになる。デンシティ・エボルーションにおいては、この確率分布  $P_v$  で表されるメッセージを2ビットに量子化し、バリアブルノードから出力されるメッセージ  $V$  とする。

## 【0065】

つぎに、上式(10)に示した演算方法について説明する。バリアブルノードは、 $d_c = 6$  の場合には、5入力1出力のノードとなる。このバリアブルノード

から出力されるメッセージ  $V_i$  は、2ビットであることから、0～3の値をとる。ここで、値0，1は、対数尤度比が負値である場合に対応し、値2，3は、対数尤度比が正值である場合に対応するものとする。したがって、バリエブルノードは、入力されるメッセージに"0"又は"1"の値が奇数個含まれている場合には、"0"又は"1"の値を出力し、入力されるメッセージに"0"又は"1"の値が偶数個含まれている場合には、"2"又は"3"の値を出力する。また、バリエブルノードは、1つでも"1"又は"2"の値がある場合には、"1"又は"2"の値を出力する。デンシティ・エボルーションにおいては、このような規則が成立するときには、以下のようにして演算が行われる。

【0066】

まず、次式(12)に示すように、2入力で上式(10)におけるメッセージ  $U$  に対応する1出力の関数  $R$  を定義する。

【0067】

【数15】

$$V_3 = R(V_1, V_2) \quad \cdots (12)$$

【0068】

この上式(12)に示す関数  $R$  で表される2ビットのメッセージ  $V_3$  は、次表1に示すようなテーブルを予め作成しておき、このテーブルを参照することによって求めることができる。

【0069】



【表 1】

表 1 式 (1 2) の変換表

	$V_2$	0	1	2	3
$V_1$					
0		3	2	1	0
1		2	2	1	1
2		1	1	2	2
3		0	1	2	3

【0 0 7 0】

したがって、上式 (1 0) に対応する 5 入力 ( $V_1, V_2, V_3, V_4, V_5$ ) に対する 1 出力 ( $U_5$ ) は、次式 (1 3) に示すように、上表 1 を用いた上式 (1 2) の演算を連続的に行うことによって求めることができる。

【0 0 7 1】

【数 1 6】

$$U_5 = R(V_5, R(V_4, R(V_3, R(V_2, V_1)))) \quad \dots (1 3)$$

【0 0 7 2】

さて、デンシティ・エボルーションにおいては、メッセージ  $V_1, V_2$  の確率分布を、それぞれ、 $P_1(i), P_2(i)$  ( $i = 0, 1, 2, 3$ ) とすると、上式 (1 2) に対応する演算は、次式 (1 4) に示すようになる。

【0 0 7 3】

【数 1 7】

$$\begin{cases} P_3(0) = P_1(0)P_2(3) + P_1(3)P_2(0) \\ P_3(1) = P_1(0)P_2(2) + P_1(1)\{P_2(2) + P_2(3)\} + P_1(2)\{P_2(0) + P_2(1)\} + P_1(3)P_2(1) \\ P_3(2) = P_1(0)P_2(1) + P_1(1)\{P_2(0) + P_2(1)\} + P_1(1)\{P_2(2) + P_2(3)\} + P_1(3)P_2(2) \\ P_3(3) = P_1(0)P_2(0) + P_1(3)P_2(3) \end{cases}$$

・・・(14)

【0 0 7 4】

デンシティ・エボルーションにおいては、入力されるメッセージVの確率分布を  $P_v$  とすると、上式(13)に対応するメッセージUの確率分布  $P_u$  は、次式(15)によって求めることができる。

【0 0 7 5】

【数 1 8】

$$P_u = R(P_v, R(P_v, R(P_v, R(P_v, P_v)))) \quad \dots (15)$$

【0 0 7 6】

ここで、上式(14)に示した演算においては、上表1を用いた上式(13)の演算を本来であれば4回行う必要があるが、次式(16)乃至次式(18)に示すように、3回の演算で済ませることができる。

【0 0 7 7】

【数 1 9】

$$P_2 = R(P_v, P_v) \quad \dots (16)$$

【0 0 7 8】

【数 2 0】

$$P_4 = R(P_2, P_2) \quad \dots (17)$$

【 0 0 7 9 】

【 数 2 1 】

$$P_u = R(P_v, P_4) \quad \dots (18)$$

【 0 0 8 0 】

この上式 (18) の結果と上式 (15) の結果は、一致する。これにより、デンシティ・エボルーションにおいては、確率分布  $P_v$  から 2 ビットの確率分布  $P_u$  を求めることができる。

【 0 0 8 1 】

さて、以上のようなデンシティ・エボルーションによる解析例を以下に示す。解析は、イニシャル・メッセージ  $U_0$  を 3 ビットとしたときにおいて、上述した量子化幅  $a_1, a_2, a_3$  を最適化した場合、及び量子化幅  $a_1, a_2, a_3$  を等間隔とした場合、並びにイニシャル・メッセージ  $U_0$  を 2 ビットとしたときにおいて、量子化幅  $a_1$  のみを最適化した場合について行った。

【 0 0 8 2 】

まず、イニシャル・メッセージ  $U_0$  を 3 ビットとしたときにおいて、量子化幅  $a_1, a_2, a_3$  を最適化する場合を考えた。ここで、演算の範囲は、対数尤度比が “-25” から “+25” までとした。

【 0 0 8 3 】

イニシャル・メッセージ  $U_0$  を 3 ビットとするためには、量子化幅  $a_1, a_2, a_3$  を設定する必要がある。ここでは、1 ビットあたりの信号対雑音電力比  $E_b/N_0$  [dB] 又は雑音の分散  $\sigma$  が与えられたとき、誤り訂正の性能が最良となるように、量子化幅  $a_1, a_2, a_3$  を最適化することを試みる。この場合、解析を行うと、図 3 中実線部 a に示すような結果が得られた。なお、同図における横軸は、信号対雑音電力比  $E_b/N_0$  を示し、縦軸は、復号後の誤り確率の “10” を底とする対数表記 ( $\log_{10} \text{BER}$ ) を示している。また、横軸に示す信号対雑音電力比  $E_b/N_0$  に対応する雑音の分散  $\sigma$  及び誤り訂正前の誤り確率  $P_b$  は、次表 2 に示す値である。

【 0 0 8 4 】

【表 2】

表 2  $E_b/N_0$ ,  $\sigma$ ,  $P_b$  の関係

$E_b/N_0$	1.50	2.00	2.50	3.00
$\sigma$	0.8414	0.7943	0.7499	0.7080
$P_b$	0.1173	0.1040	0.0912	0.0789

【0 0 8 5】

同図からは、雑音の分散  $\sigma$  の閾値が不明確である。より具体的には、雑音の分散  $\sigma$  が "0. 8 2 3 7" のとき、誤り訂正前の誤り確率  $P_b$  は、"0. 1 1 2 3" であり、誤り訂正後の誤り確率は、"0. 0 0 4 5 3 3" まで減少するが、"0" にまで減少することはないという結果が得られた。このときの量子化幅  $a_1$ ,  $a_2$ ,  $a_3$  は、それぞれ、"1. 4 6", "2. 9 1", "4. 5 7" となった。この量子化幅  $a_1$ ,  $a_2$ ,  $a_3$  は、それぞれ、互いに略等間隔になっており、次式 (19) に示す関係が成立する。

【0 0 8 6】

【数 2 2】

$$\begin{cases} a_2 \cong 2 \cdot a_1 \\ a_3 \cong 3 \cdot a_1 \end{cases} \quad \dots (19)$$

【0 0 8 7】

また、同図から、雑音の分散  $\sigma$  を小さくしていくと、誤り訂正後の誤り確率は小さくなるが、"0" になるような閾値が存在しないことがわかる。このとき、量子化幅  $a_1$ ,  $a_2$ ,  $a_3$  は、互いに略等間隔である状態からは大きく離れていく。例えば  $\sigma = 0. 7 7 6$  の場合には、誤り訂正前の誤り確率  $P_b$  は、"0. 0 9 8 8" であり、誤り訂正後の誤り確率は、" $5. 9 4 \times 10^{-10}$ " となった。このときの量子化幅  $a_1$ ,  $a_2$ ,  $a_3$  は、それぞれ、"1. 7 5", "8. 0 2", "2 1. 6" となった。なお、上式 (11) に示した確率分布  $P_v$  は、上述したように、0 ~ 13 の値をとり、これを 2 ビットに量子化する際には、次式 (20) を用いている。

【0 0 8 8】

【数 2 3】

$$\begin{cases} V(0) = \sum_{i=0}^5 P_v(i) \\ V(1) = P_v(6) \\ V(2) = P_v(7) \\ V(3) = \sum_{i=8}^{13} P_v(i) \end{cases} \quad \dots (20)$$

【0 0 8 9】

また、量子化の方法として、 $V(1) = P_v(6) + P_v(5)$ ， $V(2) = P_v(7) + P_v(8)$  も試みたが、誤り訂正の能力が極端に悪化する傾向がみられた。

【0 0 9 0】

つぎに、量子化幅  $a_1$ ， $a_2$ ， $a_3$  を等間隔とする場合を考えた。すなわち、イニシャル・メッセージ  $U_0$  については、同様に 3 ビットとしたが、 $a_2 = 2 \cdot a_1$ ， $a_3 = 3 \cdot a_1$  の条件を付加して解析を行った。したがって、この場合には、誤り訂正の性能を最良とするための最適化のパラメータは、量子化幅  $a_1$  のみとなる。この場合、解析を行うと、図 3 中破線部 b に示すような結果が得られた。

【0 0 9 1】

同図から、信号対雑音電力比  $E_b/N_0$  が 1.8 dB 程度までは、同図中実線部 a に示した結果と同様であるが、信号対雑音電力比  $E_b/N_0$  が 1.8 dB よりも大きくなった場合には、誤り訂正の性能が悪化するということがわかる。

【0 0 9 2】

つぎに、イニシャル・メッセージ  $U_0$  を 2 ビットとしたときにおいて、量子化幅  $a_1$  のみを誤り訂正の性能が最良となるように最適化する場合を考えた。この場合、イニシャル・メッセージ  $U_0$  の確率分布における正值の部分は、 $U_0(2)$  及び  $U_0(3)$  の 2 つに分割することになることから、その境界は、値  $a_1$  のみとなる。誤り訂正の性能が最良となるように量子化幅  $a_1$  の最適化を行うと、図 3 中破線部 c に示すような結果が得られた。

## 【 0 0 9 3 】

同図から、雑音の分散  $\sigma$  に閾値が存在することがわかり、その閾値は、 $\sigma = 0.7725$  となった。このときの量子化幅  $a_1$  は、"1.755" となった。なお、2ビットの場合には、上式 (11) に示した確率分布  $P_v$  は、0～9の値をとることになり、これを2ビットに量子化するための上式 (20) に対応する算出式として、 $V(1) = P_v(4)$ 、 $V(2) = P_v(5)$  を用い、残りの  $P_v(0)$  から  $P_v(3)$  までの和を  $V(0)$  とし、 $P_v(6)$  から  $P_v(9)$  までの和を  $V(3)$  としている。

## 【 0 0 9 4 】

以上の解析結果から、LDPC符号の復号においては、雑音の分散  $\sigma$  の値に応じて、最適な量子化幅が存在することがわかる。したがって、LDPC符号の復号においては、イニシャル・メッセージやバリアブルノードから出力されるメッセージを量子化する際には、与えられた雑音の分散  $\sigma$  に対して復号後の誤り確率が最小となるように、量子化幅を設定するのが望ましいことが示唆された。換言すれば、LDPC符号の復号においては、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散  $\sigma$  が最大となるように、量子化幅を設定するのが望ましいことが示唆された。

## 【 0 0 9 5 】

さて、データ送受信システムにおける受信装置が備える復号装置3は、このような解析の結果を踏まえて、以下のように構成することができる。

## 【 0 0 9 6 】

すなわち、復号装置3は、例えば図4に示すように、送信装置から通信路2を介して送信されたデータD1を受信する受信部10と、この受信部10によって受信されたデータD1に重畳されている雑音の分散  $\sigma$  を求める分散測定部20と、この分散測定部20によって求められた雑音の分散  $\sigma$  に基づいて最適化した量子化幅を決定する量子化幅決定部30と、受信部10によって受信された受信値の確率分布  $P_{u0}$  を量子化する量子化部40と、この量子化部40によって量子化された受信値の確率分布  $P_{u0}$  に基づいて情報ビットとしてのメッセージを算出するメッセージ算出部50とを有する。この復号装置3は、通信路2上で発生

した雑音の影響によって実数値をとる受信値に基づいて符号化装置 1 における入力データを推定し、復号データ D 2 として出力する。

## 【 0 0 9 7 】

受信部 1 0 は、送信装置から通信路 2 を介して送信されたデータ D 1 を受信値として受信する。受信部 1 0 は、受信した受信値を分散測定部 2 0 及び量子化部 4 0 に供給する。

## 【 0 0 9 8 】

分散測定部 2 0 は、受信部 1 0 によって受信されたデータ D 1 に重畳されている雑音の分散  $\sigma$  を測定して求める。分散測定部 2 0 は、求めた雑音の分散  $\sigma$  の値を示す情報を量子化幅決定部 3 0 に供給する。

## 【 0 0 9 9 】

量子化幅決定部 3 0 は、分散測定部 2 0 によって求められた雑音の分散  $\sigma$  に基づいて、最適化した量子化幅を決定する。すなわち、量子化幅決定部 3 0 は、分散測定部 2 0 によって求められた雑音の分散  $\sigma$  に対して復号後の誤り確率が最小となるように、量子化幅を決定する。また、量子化幅決定部 3 0 は、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散  $\sigma$  が最大となるように、量子化幅を決定するようにしてもよい。量子化幅決定部 3 0 は、受信値に対して決定した量子化幅の値を示す情報を量子化部 4 0 に供給するとともに、バリエブルノードから出力されるメッセージに対して決定した量子化幅の値を示す情報をメッセージ算出部 5 0 に供給する。

## 【 0 1 0 0 】

量子化部 4 0 は、受信部 1 0 によって受信された受信値の確率分布  $P_{u0}$  を所定の低ビット数で量子化する。例えば、量子化部 4 0 は、メッセージを 2 ビットで表現する場合には、受信値の確率分布  $P_{u0}$  を 3 ビットに量子化する。このとき、量子化部 4 0 は、量子化幅決定部 3 0 によって決定された量子化幅で量子化する。量子化部 4 0 は、量子化した受信値をメッセージ算出部 5 0 に供給する。

## 【 0 1 0 1 】

メッセージ算出部 5 0 は、量子化部 4 0 から供給された受信値に基づいてバリエブルノードから出力されるメッセージを算出し、さらに、このメッセージに基

づいて、チェックノード (check node) から出力されるメッセージを算出する、といった一連の復号動作を所定の回数だけ反復して行い、情報ビットとしてのメッセージを算出する。具体的には、メッセージ算出部 5 0 は、図 5 に示すような一連の工程を経ることにより、メッセージを算出する。

#### 【 0 1 0 2 】

まず、メッセージ算出部 5 0 は、同図に示すように、ステップ S 1 において、量子化部 4 0 によって量子化された受信値の確率分布  $P_{u0}$  をさらに量子化し、バリエブルノードから出力されるメッセージ  $v_i$  の確率分布  $P_v$  とするとともに、繰り返し処理のカウンタとしての整数  $k$  を "0" とする。例えば、メッセージ算出部 5 0 は、メッセージを 2 ビットで表現する場合には、例えば 3 ビットに量子化された受信値の確率分布  $P_{u0}$  を 2 ビットに量子化し、確率分布  $P_v$  とする。

#### 【 0 1 0 3 】

続いて、メッセージ算出部 5 0 は、ステップ S 2 において、確率分布  $P_v$  に基づいて、チェックノードから出力されるメッセージ  $u_j$  の確率分布  $P_u$  を求め、さらに、受信値の確率分布  $P_{u0}$  及び算出したメッセージ  $u_j$  の確率分布  $P_u$  に基づいて、上式 (1 1) に示す演算を行うことによってメッセージ  $v_i$  の確率分布  $P_v$  を求める。そして、LDPC 符号の復号においては、整数  $k$  を "1" だけインクリメントする。

#### 【 0 1 0 4 】

なお、メッセージ算出部 5 0 は、低ビット数の 2 入力  $v_1$ ,  $v_2$  から低ビット数の 1 出力関数のテーブルを予め作成しておき、これを上式 (1 5) に示したように連続的に用いることによって低ビット数のメッセージ  $u_j$  の確率分布  $P_u$  を求める。また、メッセージ算出部 5 0 は、上式 (1 1) を用いてメッセージ  $v_i$  の確率分布  $P_v$  を求めると、ビット数が増加してしまうことから、これを 2 ビットに量子化する。このとき、メッセージ算出部 5 0 は、量子化幅決定部 3 0 によって決定された量子化幅で量子化する。

#### 【 0 1 0 5 】

続いて、メッセージ算出部 5 0 は、ステップ S 3 において、整数  $k$  が  $N$  よりも大きいかな否かを判定する。



## 【0106】

ここで、メッセージ算出部50は、整数 $k$ が $N$ よりも大きくないものと判定した場合には、ステップS2からの処理を繰り返す一方で、整数 $k$ が $N$ よりも大きいものと判定した場合には、ステップS4へと処理を移行する。

## 【0107】

そして、メッセージ算出部50は、ステップS4において、最終的に出力する復号結果としてのメッセージ $v_i$ を求めて出力し、一連の処理を終了する。

## 【0108】

メッセージ算出部50は、このような一連の工程を経ることによって算出したメッセージを復号データD2として外部に出力する。

## 【0109】

このような復号装置3は、符号化装置1によって符号化されて送信されたデータD1に対して繰り返し復号を行うことにより、復号複雑度が高い符号の特性を逐次的に向上させ、所定の回数の復号動作の結果得られた復号データD2を出力する。

## 【0110】

このとき、復号装置3は、分散測定部20によって求められた雑音の分散 $\sigma$ に対して復号後の誤り確率が最小となるように、量子化幅決定部30によって量子化幅を決定し、量子化部40による受信値の量子化の際、及びメッセージ算出部50によるメッセージの量子化の際に、決定された量子化幅の低ビット数で量子化する。

## 【0111】

したがって、復号装置3は、符号の性能を向上させ、高精度に復号することができる。

## 【0112】

つぎに、イレギュラーLDPC符号の符号化処理におけるディグリー・シーケンスの最適化に関する解析結果について説明する。

## 【0113】

イレギュラーLDPC符号においては、検査行列をいわゆるディグリー・シー

ケンスによって定義する。ディグリー・シーケンスとは、検査行列における”1”の個数の分布を表すものであり、検査行列における縦方向（列）の”1”の個数の分布については、次式（2 1）に示す関数 $\lambda(x)$ で表し、検査行列における横方向（行）の”1”の個数の分布については、次式（2 2）に示す関数 $\rho(x)$ で表す。

【0 1 1 4】

【数 2 4】

$$\lambda(x) = \sum \lambda_i x^{n_i} \quad \dots (2 1)$$

【0 1 1 5】

【数 2 5】

$$\rho(x) = \sum \rho_i x^{m_i} \quad \dots (2 2)$$

【0 1 1 6】

ここで、レギュラーLDPC符号の検査行列における縦方向（列）の”1”の個数を表す上述した $d_v$ に対応する関数 $\lambda(x)$ の次数 $n_i$ は、奇数のみとする。これは、次数 $n_i$ を偶数とすると、上式（1 1）に示した畳み込み演算において確率分布 $P_u$ が奇数個となり、その結果、対数尤度比で”0”となる値が生じ、2ビットに量子化することができない事態を招来するからである。これに対して、レギュラーLDPC符号の検査行列における横方向（行）の”1”の個数を表す上述した $d_c$ に対応する関数 $\rho(x)$ の次数 $m_i$ は、奇数又は偶数の如何を問わない。ここでは、次式（2 3）に示すように、関数 $\lambda(x)$ を2項の和からなる多項式で表現し、その次数 $n_i$ として、”3”と任意の奇数 $n$ を用いるとともに、次式（2 4）に示すように、関数 $\rho(x)$ も2項の和からなる多項式で表現するものとする。なお、次式（2 3）に示す係数 $\lambda(3)$ は、検査行列における縦方向（列）の”1”の個数が”3”である割合を示し、係数 $\lambda(n)$ は、検査行列における縦方向（列）の”1”の個数が” $n$ ”である割合を示している。また、次式（2 4）における係数 $\rho(m)$ は、検査行列における横方向（行）の”1”の個数が” $m$ ”である割合を示し、係数 $\rho(m+1)$ は、検査行列における横方向（行）の”1”

の個数が” $m+1$ ”である割合を示している。

【0117】

【数26】

$$\lambda(x) = \lambda(3)x^3 + \lambda(n)x^n$$

ただし、 $\lambda(3) + \lambda(n) = 1 \quad \dots (23)$

【0118】

【数27】

$$\rho(x) = \rho(m)x^m + \rho(m+1)x^{m+1}$$

ただし、 $\rho(m) + \rho(m+1) = 1 \quad \dots (24)$

【0119】

また、符号化率が” $1/2$ ”の場合には、次式(25)に示す条件が付加される。

【0120】

【数28】

$$\frac{1}{2}[(\lambda(3)/3) + (\lambda(n)/n)] = [(\rho(m)/m) + (\rho(m+1)/(m+1))] \quad \dots (25)$$

【0121】

これらの条件から、次式(26)に示すように、検査行列における横方向(行)の”1”の個数の平均値を示すパラメータ  $dc(ave)$  が与えられると、上式(23)及び上式(24)における係数  $\lambda(3)$ 、 $\lambda(n)$ 、 $\rho(m)$ 、 $\rho(m+1)$  が求められる。

【0122】

【数29】

$$dc(ave) = \rho(m)m + \rho(m+1)(m+1) \quad \dots (26)$$

【0123】

さて、解析例を以下に示す。解析は、次数  $n$  については、 $n=9$ 、 $11$ 、 $13$ 、 $15$  の4通りとし、次数  $m$  については、 $m=6$  とした場合について行った。

【0124】

まず、 $n = 9$ とした場合について説明する。ここでは、雑音の分散 $\sigma$ を"0.79"とし、さらに、上式(26)におけるパラメータ $d c(a v e)$ を6~7の間で変化させて解析を行った。この場合、パラメータ $d c(a v e)$ と復号後の誤り確率との関係を求めると、図6中実線部aに示すような結果が得られた。なお、同図における横軸は、パラメータ $d c(a v e)$ を示し、縦軸は、復号後の誤り確率の"10"を底とする対数表記( $\log_{10} B E R$ )を示している。

【0125】

ここで、 $n = 9$ の場合には、上式(11)に示した確率分布 $P_v$ は、0~31の値をとることになる。したがって、これを2ビットに量子化する際には、上式(20)の代わりに、次式(27)に示すように、 $V(1)$ 、 $V(2)$ として、確率分布 $P_v$ の2項の和を用いている。

【0126】

【数30】

$$\begin{cases} V(0) = \sum_{i=0}^{13} P_v(i) \\ V(1) = P_v(14) + P_v(15) \\ V(2) = P_v(16) + P_v(17) \\ V(3) = \sum_{i=18}^{31} P_v(i) \end{cases} \quad \dots (27)$$

【0127】

同図から、パラメータ $d c(a v e)$ が"6.67"の場合に、誤り訂正後の誤り確率が最小になることがわかる。

【0128】

そこで、パラメータ $d c(a v e)$ を"6.67"としたときの信号対雑音電力比 $E_b/N_0$ と復号後の誤り確率の"10"を底とする対数表記( $\log_{10} B E R$ )との関係を求めると、図7中破線部bに示すような結果が得られた。なお、横軸に示す信号対雑音電力比 $E_b/N_0$ に対応する雑音の分散 $\sigma$ 及び誤り訂正前の誤り確率 $P_b$ は、次表3に示す値である。また、同図における実線部aは、パラメータ $d c(a v e)$ を"6"とした場合、すなわち、レギュラーな(3, 6)符号の場合について示している。

【0 1 2 9】

【表 3】

表 3  $E_b/N_0$ ,  $\sigma$ ,  $P_b$  の関係

$E_b/N_0$	1.40	1.60	1.80	2.00	2.20
$\sigma$	0.8511	0.8318	0.8128	0.7943	0.7763
$P_b$	0.12	0.1146	0.1093	0.1040	0.0988

【0 1 3 0】

同図から、レギュラーな (3, 6) 符号に比べ、パラメータ  $dc(a ve)$  を "6. 67" としたイレギュラーな符号の方が性能が向上することがわかる。

【0 1 3 1】

つぎに、 $n = 11$ ,  $13$  とした場合について説明する。 $n = 11$  とした場合には、雑音の分散  $\sigma$  を "0. 79" とし、 $n = 13$  とした場合には、雑音の分散  $\sigma$  を "0. 795" とし、パラメータ  $dc(a ve)$  を変化させて解析を行った。この場合、パラメータ  $dc(a ve)$  と復号後の誤り確率との関係を求めると、 $n = 11$  の場合には、図 6 中破線部 b に示すような結果が得られ、 $n = 13$  の場合には、同図中破線部 c に示すような結果が得られた。なお、このとき、確率分布  $P_v$  を 2 ビットに量子化する際には、上式 (27) に示したように、 $V(1)$ ,  $V(2)$  として、確率分布  $P_v$  の 2 項の和を用いている。

【0 1 3 2】

同図から、 $n = 11$  の場合には、パラメータ  $dc(a ve)$  が "6. 96" の場合に、誤り訂正後の誤り確率が最小になり、 $n = 13$  の場合には、パラメータ  $dc(a ve)$  が "7. 12" の場合に、誤り訂正後の誤り確率が最小になることがわかる。

【0 1 3 3】

そこで、パラメータ  $dc(a ve)$  を "6. 96", "7. 12" としたときの信号対雑音電力比  $E_b/N_0$  と復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ( $\log_{10} BER$ ) との関係を求めると、それぞれ、図 7 中破線部 c, d に示すような結果が得られた。

【0 1 3 4】

同図から、次数  $n$  を増加させると性能が向上することがわかる。

#### 【 0 1 3 5 】

最後に、 $n = 15$  とした場合について説明する。ここでは、上式 (11) に示した確率分布  $P_v$  を量子化する際に、 $V(1)$ 、 $V(2)$  として、確率分布  $P_v$  の 2 項の和を用いる場合と 3 項の和を用いる場合とを比較したとき、どちらの性能がよいかを調べた。雑音の分散  $\sigma$  を "0.795" とし、パラメータ  $dc(ave)$  を 7~8 の間で変化させて解析を行うと、2 項の和を用いた場合には、図 8 中破線部 a に示すような結果が得られ、3 項の和を用いた場合には、同図中実線部 b に示すような結果が得られた。なお、同図における横軸は、パラメータ  $dc(ave)$  を示し、縦軸は、復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ( $\log_{10} BER$ ) を示している。

#### 【 0 1 3 6 】

同図から、 $V(1)$ 、 $V(2)$  として、確率分布  $P_v$  の 3 項の和を用いる場合の方が性能が向上し、パラメータ  $dc(ave)$  が "7.61" の場合に、誤り訂正後の誤り確率が最小になることがわかる。

#### 【 0 1 3 7 】

そこで、 $V(1)$ 、 $V(2)$  として、確率分布  $P_v$  の 3 項の和を用い、パラメータ  $dc(ave)$  を "7.61" としたときの信号対雑音電力比  $E_b/N_0$  と復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ( $\log_{10} BER$ ) との関係を求めると、図 7 中破線部 e に示すような結果が得られた。

#### 【 0 1 3 8 】

同図から、次数  $n$  を増加させると性能が向上することがわかる。

#### 【 0 1 3 9 】

これらの解析から、レギュラー符号に比べ、イレギュラー符号の方が性能が向上し、また、イレギュラー符号の場合には、ディグリー・シーケンスを表す関数  $\lambda(x)$  の最高次数  $n$  を増加させるのにもとない、性能が向上することがわかった。

#### 【 0 1 4 0 】

そこで、関数  $\lambda(x)$  の最高次数  $n$  をさらに増加させるとどのような特性が現

れるかを調べた。また、関数  $\lambda(x)$  を 2 項の和からなる多項式で表現する場合と 3 項の和からなる多項式で表現する場合とにおける特性の比較も試みた。

#### 【0 1 4 1】

まず、関数  $\lambda(x)$  を 2 項の和からなる多項式で表現する場合、すなわち、上式 (2 3) を用いて検査行列における縦方向 (列) のディグリー・シーケンスを表現する場合について説明する。なお、このとき、検査行列における横方向 (行) のディグリー・シーケンスについては、上式 (2 4) に示した関数  $\rho(x)$  を用いて表すものとする。

#### 【0 1 4 2】

デンシティ・エボルーションにおいては、関数  $\lambda(x)$  が上式 (2 3) によって表される場合には、 $x^3$  の項に対応する確率分布は、上式 (1 1) 及び上式 (2 0) を用いて求めることができる。一方、デンシティ・エボルーションにおいては、 $x^n$  の項に対する畳み込み演算は、高速フーリエ変換 (Fast Fourier Transform; 以下、FFT という。) を用いて行うことができる。この畳み込み演算の結果は、 $P_v(0)$  から  $P_v(nf)$  ( $nf = 7 + 3(n-1)$ ) まで値が入ることになる。解析を行う際には、この結果を 2 ビットに量子化するのであるが、次数  $n$  が大きいときには、この 2 ビットに量子化する際、上式 (2 0) における  $V(1)$ 、 $V(2)$  を 1 項で表すのではなく、2 つ以上の項で表した方が性能が向上する。この量子化の際の  $V(1)$ 、 $V(2)$  を表す項数  $k$  を変化させたときの性能を調べた。

#### 【0 1 4 3】

この解析においては、イニシャル・メッセージ  $U_0$  を 3 ビットに量子化する際の上述した量子化幅  $a_1$ 、 $a_2$ 、 $a_3$  は、常に最適化するものとし、繰り返し復号によって誤り確率が所定の値となったときの雑音の分散  $\sigma$  を求めた。具体的には、この解析においては、関数  $\lambda(x)$  の次数  $n$  を与え、繰り返し復号後の誤り確率が " $10^{-3}$ " となる場合と " $10^{-6}$ " となる場合とについて、雑音の分散  $\sigma$  が最大となるように、上式 (2 3) における係数  $\lambda(n)$  を最適化した。

#### 【0 1 4 4】

この場合、次数  $n$  と復号後の誤り確率が " $10^{-3}$ " となるときの雑音の分散  $\sigma$

との関係を求めると、図 9 に示すような結果が得られた。なお、同図においては、確率分布  $P_v$  を 2 ビットに量子化する際に、 $V(1)$ 、 $V(2)$  を表す項数  $k$  をパラメータとし、 $k = 1, 2, 3, 4$  としたときにおける特性を、それぞれ、実線部 a、破線部 b, c, d で示している。

## 【 0 1 4 5 】

同図から、 $k = 3$  の場合に最も性能が向上することがわかる。より具体的には、 $k = 3$  の場合、次数  $n$  が "1 9" までは、 $n$  が増加するのにもともない雑音の分散  $\sigma$  は大きくなり、誤り訂正の性能は向上するが、次数  $n$  を "1 9" よりも大きくすると、雑音の分散  $\sigma$  は小さくなり、誤り訂正の性能が悪化することがわかる。この解析から、誤り訂正後の誤り確率を " $10^{-3}$ " とするときには、項数  $k$  が "3" のとき且つ次数  $n$  が "1 9" のときに誤り訂正の性能が最良となり、そのときの雑音の分散  $\sigma$  の最大値は、" $0.8371$ " ( $E_b/N_0 = 1.54$  dB) となる結果が得られた。また、このときの係数  $\lambda(n)$  は、" $0.3088$ " となり、検査行列における横方向 (行) の "1" の個数の平均値  $\rho(\text{ave})$  は、" $8.1270$ " となった。

## 【 0 1 4 6 】

また、次数  $n$  と復号後の誤り確率が " $10^{-6}$ " となるときの雑音の分散  $\sigma$  との関係性を求めると、図 10 に示すような結果が得られた。なお、同図においても、確率分布  $P_v$  を 2 ビットに量子化する際に、 $V(1)$ 、 $V(2)$  を表す項数  $k$  をパラメータとし、 $k = 1, 2, 3, 4, 5$  としたときにおける特性を、それぞれ、実線部 a、破線部 b, c, d, e で示している。

## 【 0 1 4 7 】

同図から、次数  $n$  が "1 1" よりも大きい場合には、 $k = 3$  の場合に最も性能が向上することがわかる。より具体的には、 $k = 3$  の場合、次数  $n$  が "2 1" までは、 $n$  が増加するのにもともない雑音の分散  $\sigma$  は大きくなり、誤り訂正の性能は向上するが、次数  $n$  を "2 1" よりも大きくすると、雑音の分散  $\sigma$  は小さくなり、誤り訂正の性能が悪化することがわかる。この解析から、誤り訂正後の誤り確率を " $10^{-6}$ " とするときには、項数  $k$  が "3" のとき且つ次数  $n$  が "2 1" のときに誤り訂正の性能が最良となり、そのときの雑音の分散  $\sigma$  の最大値は、" $0.806$



8" ( $E_b/N_0 = 1.864 \text{ dB}$ ) となる結果が得られた。また、このときの係数  $\lambda(n)$  は、"0.3010" となり、検査行列における横方向（行）の"1"の個数の平均値  $\rho(\text{ave})$  は、"8.096" となった。

【0148】

このように、関数  $\lambda(x)$  を 2 項の和からなる多項式で表現する場合には、次数  $n$  に、誤り訂正の性能を最大とする閾値が存在することがわかった。

【0149】

つぎに、関数  $\lambda(x)$  を 3 項の和からなる多項式で表現する場合、すなわち、次式 (28) を用いて検査行列における縦方向（列）のディグリー・シーケンスを表現する場合について説明する。なお、このとき、検査行列における横方向（行）のディグリー・シーケンスについては、上式 (24) に示した関数  $\rho(x)$  を用いて表すものとする。また、次式 (28) における次数  $n_1, n_2$  は、それぞれ、奇数であるものとする。

【0150】

【数 3 1】

$$\lambda(x) = \lambda(3)x^3 + \lambda(n_1)x^{n_1} + \lambda(n_2)x^{n_2}$$

ただし、 $\lambda(3) + \lambda(n_1) + \lambda(n_2) = 1 \quad \dots (28)$

【0151】

ここで、符号化率が"1/2"の場合には、次式 (29) に示す条件が付加される。

【0152】

【数 3 2】

$$\frac{1}{2}[(\lambda(3)/3) + (\lambda(n_1)/n_1) + (\lambda(n_2)/n_2)] = [(\rho(m)/m) + (\rho(m+1)/(m+1))]$$

$\dots (29)$

【0153】

関数  $\rho(x)$  における次数  $m$  は、上式 (29) における係数  $\lambda(n_1), \lambda(n_2)$  が与えられたとき、 $0 < \rho(m) < 1$  となる整数  $m$  として求めることがで

きる。

#### 【0 1 5 4】

解析においては、上式(28)で表される関数 $\lambda(x)$ について、上述したように、 $x^3$ の項に対応する確率分布を、上式(11)及び上式(20)を用いて求めるとともに、 $x^{n_1}$ 、 $x^{n_2}$ の項に対する畳み込み演算を、FFTを用いて行った。また、この結果を2ビットに量子化する際の上式(20)における $V(1)$ 、 $V(2)$ としては、関数 $\lambda(x)$ を2項の和からなる多項式で表現した場合に性能が最良であった条件、すなわち、次数 $n_1$ 、 $n_2$ が"11"以上のときに3項( $k=3$ )で表すものとした。

#### 【0 1 5 5】

この解析においては、関数 $\lambda(x)$ の次数 $n_1$ 、 $n_2$ を与え、繰り返し復号後の誤り確率が" $10^{-6}$ "となる場合について、雑音の分散 $\sigma$ が最大となるように、上式(28)における係数 $\lambda(n_1)$ 、 $\lambda(n_2)$ を最適化した。

#### 【0 1 5 6】

この場合、次数 $n_2$ をパラメータとし、次数 $n_1$ と復号後の誤り確率が" $10^{-6}$ "となるときの雑音の分散 $\sigma$ との関係を求めると、図11に示すような結果が得られた。なお、同図においては、 $n_2=23, 25, 27, 29, 31, 33, 41$ としたときにおける特性を、それぞれ、実線部a、破線部b, c, d, e, f, gで示している。

#### 【0 1 5 7】

同図から、 $n_1=21$ の場合に最も性能が向上することがわかる。しかも、 $n_1=21$ の場合には、次数 $n_2$ の値によらず、雑音の分散 $\sigma$ が一定となることがわかる。より具体的には、次数 $n_1$ が"21"までは、 $n_1$ が増加するのにともない雑音の分散 $\sigma$ は大きくなり、誤り訂正の性能は向上するが、次数 $n_1$ を"21"よりも大きくすると、雑音の分散 $\sigma$ は小さくなり、誤り訂正の性能が悪化することがわかる。この解析から、誤り訂正後の誤り確率を" $10^{-6}$ "とするときには、項数 $k$ が"3"のとき且つ次数 $n_1$ が"21"のときに誤り訂正の性能が最良となり、そのときの雑音の分散 $\sigma$ の最大値は、" $0.8068$ "( $E_b/N_0=1.864$  dB)となる結果が得られた。このとき、係数 $\lambda(n_2)$ は"0"となり、図

1 0 に示した関数  $\lambda(x)$  を 2 項の和からなる多項式で表現する場合の  $n_1 = 21$  のときの結果と一致した。

【0 1 5 8】

そこで、図示しないが、 $n_2 = 21$  としたときにおいて、次数  $n_1$  と復号後の誤り確率が " $10^{-6}$ " となるときの雑音の分散  $\sigma$  との関係を求めると、係数  $\lambda(n_1)$  を負値とした場合には、雑音の分散  $\sigma$  は大きくなるが、係数  $\lambda(n_1)$  を正値とした場合には、雑音の分散  $\sigma$  は小さくなるという結果が得られた。すなわち、係数  $\lambda(n_1)$  を " $0$ " とした場合の性能が最良であるという結果が得られた。これは、図 1 0 に示した関数  $\lambda(x)$  を 2 項の和からなる多項式で表現する場合に相当する。

【0 1 5 9】

したがって、誤り訂正後の誤り確率を " $10^{-6}$ " とするときに雑音の分散  $\sigma$  が最大となる関数  $\lambda(x)$ ， $\rho(x)$  は、それぞれ、次式 (3 0) 及び次式 (3 1) で表されるという結果が得られた。

【0 1 6 0】

【数 3 3】

$$\lambda(x) = 0.6990x^3 + 0.3010x^{21} \quad \dots (3 0)$$

【0 1 6 1】

【数 3 4】

$$\rho(x) = 0.9040x^8 + 0.0960x^9 \quad \dots (3 1)$$

【0 1 6 2】

また、このときのイニシャル・メッセージ  $U_0$  を 3 ビットに量子化するための量子化幅  $a_1$ ， $a_2$ ， $a_3$  は、それぞれ、" $1.609$ "，" $5.542$ "，" $24.124$ " となった。

【0 1 6 3】

このように、関数  $\lambda(x)$  を 3 項の和からなる多項式で表現する場合にも、次数  $n_1$  に、誤り訂正の性能を最大とする閾値が存在することがわかった。また、

関数  $\lambda(x)$  を 3 項の和からなる多項式で表現しても、このときの雑音の分散  $\sigma$  を、関数  $\lambda(x)$  を 2 項の和からなる多項式で表現したときの雑音の分散  $\sigma$  の最大値よりも大きくすることができないことがわかった。すなわち、関数  $\lambda(x)$  は、2 項の和からなる多項式で表現するのみで十分であることがわかった。

## 【0 1 6 4】

以上の解析結果から、イレギュラー LDPC 符号においては、雑音の分散  $\sigma$  の値に応じて、最適なディグリー・シーケンス及び復号の際の量子化幅が存在することがわかる。したがって、LDPC 符号においては、与えられた雑音の分散  $\sigma$  に対して復号後の誤り確率が最小となるように、ディグリー・シーケンス及び量子化幅を設定するのが望ましいことが示唆された。換言すれば、LDPC 符号においては、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散  $\sigma$  が最大となるように、ディグリー・シーケンス及び量子化幅を設定するのが望ましいことが示唆された。

## 【0 1 6 5】

具体的には、検査行列における縦方向（列）のディグリー・シーケンスを表す関数  $\lambda(x)$  としては、検査行列における横方向（行）のディグリー・シーケンスを表す関数  $\rho(x)$  の次数  $m_i$  を固定して、与えられた雑音の分散  $\sigma$  又は与えられた復号後の誤り確率に対して最適化することができる。このとき、イニシャル・メッセージを量子化する際の量子化幅  $a_1, a_2, a_3$  についても最適化することができる。

## 【0 1 6 6】

また、関数  $\rho(x)$  としては、上式（24）に示したように、次数を隣り合う整数  $m, m+1$  とした 2 項の和からなる多項式で表現することができる。このとき、検査行列における横方向（行）の“1”の個数の平均値  $\rho(\text{ave})$ 、量子化幅  $a_1, a_2, a_3$ 、及び関数  $\lambda(x)$  を、与えられた雑音の分散  $\sigma$  又は与えられた復号後の誤り確率に対して最適化することができる。

## 【0 1 6 7】

さらに、関数  $\lambda(x)$ 、 $\rho(x)$  としては、上式（23）及び上式（24）に示したように、ともに 2 項の和からなる多項式で表現するのが最良であることが

わかった。

#### 【 0 1 6 8 】

さて、データ送受信システムにおける送信装置が備える符号化装置 1 は、このような解析の結果を踏まえて、以下のように構成することができる。

#### 【 0 1 6 9 】

すなわち、符号化装置 1 は、例えば図 1 2 に示すように、通信路の状態を推定するチャネル推定部 6 0 と、このチャネル推定部 6 0 によって推定して求められた雑音の分散  $\sigma$  に基づいて最適化したディグリー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出部 7 0 と、このディグリー・シーケンス算出部 7 0 によって算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成部 8 0 と、この検査行列生成部 8 0 によって生成された検査行列を用いて LDPC 符号による符号化を行う符号化部 9 0 とを有する。

#### 【 0 1 7 0 】

チャネル推定部 6 0 は、通信路の状態を推定し、雑音の分散  $\sigma$  を求める。チャネル推定部 6 0 は、求めた雑音の分散  $\sigma$  の値を示す情報をディグリー・シーケンス算出部 7 0 に供給する。

#### 【 0 1 7 1 】

ディグリー・シーケンス算出部 7 0 は、チャネル推定部 6 0 によって求められた雑音の分散  $\sigma$  に基づいて、最適化したディグリー・シーケンスを算出する。すなわち、ディグリー・シーケンス算出部 7 0 は、チャネル推定部 6 0 によって求められた雑音の分散  $\sigma$  に対して復号後の誤り確率が最小となるように、ディグリー・シーケンスを算出する。また、ディグリー・シーケンス算出部 7 0 は、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散  $\sigma$  が最大となるように、ディグリー・シーケンスを算出するようにしてもよい。より具体的には、ディグリー・シーケンス算出部 7 0 は、関数  $\rho(x)$  の次数  $m$  を固定して、与えられた雑音の分散  $\sigma$  又は与えられた復号後の誤り確率に対して最適化した関数  $\lambda(x)$  を算出する。また、ディグリー・シーケンス算出部 7 0 は、次数を隣り合う整数とした 2 項の和からなる多項式で表現した関数  $\rho(x)$  を算出し、与えられた雑音の分散  $\sigma$  又は与えられた復号後の誤り確率に対して最適化した関数  $\lambda(x)$  及び検査行列

における横方向（行）の”1”の個数の平均値  $\rho$  (ave) を算出する。より望ましくは、ディグリー・シーケンス算出部 70 は、上式 (23) 及び上式 (24) に示したように、2 項の和からなる多項式で表現した最適化した関数  $\lambda(x)$ ,  $\rho(x)$  を算出する。ディグリー・シーケンス算出部 70 は、算出したディグリー・シーケンスを示す情報を、検査行列生成部 80 に供給する。

## 【0172】

検査行列生成部 80 は、ディグリー・シーケンス算出部 70 によって算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する。検査行列生成部 80 は、生成した検査行列を符号化部 90 に供給する。

## 【0173】

符号化部 90 は、検査行列生成部 80 によって生成された検査行列を用いて LDPC 符号による符号化を行う。具体的には、符号化部 90 は、検査行列に基づいて生成行列を生成し、この生成行列を情報ビットとして入力される入力データ D3 に対して積算することによって符号ビットとしての符号化データ D4 を生成する。符号化部 90 は、生成した符号化データ D4 を図示しない変調器に出力する。

## 【0174】

このような符号化装置 1 は、雑音の分散  $\sigma$  に基づいて最適化したディグリー・シーケンスに基づく検査行列を用いて、入力データ D3 に対する符号化を行う。この符号化装置 1 によって符号化された符号化データ D4 は、値が”0”の符号ビットが”+1”に、値が”1”の符号ビットが”-1”にといったように図示しない変調器によってマッピングされて送信され、所定の通信路 2 を介して受信装置によって受信されることになる。

## 【0175】

一方、復号装置 3 としては、先に図 4 に示したものを用いればよい。また、データ送受信システムにおいては、符号化装置 1 における雑音の分散  $\sigma$  に基づいて最適化した量子化幅  $a_1$ ,  $a_2$ ,  $a_3$  を求めることができることから、求めた量子化幅  $a_1$ ,  $a_2$ ,  $a_3$  の値を示す情報を、復号装置 3 に対して送信するようにしてもよい。この場合、復号装置 3 としては、図 4 に示した分散測定部 20 及び

量子化幅決定部 30 を設ける必要がなく、回路規模の削減及び処理の簡略化を図ることが可能となる。

## 【0176】

以上説明したように、本発明の実施の形態として示したデータ送受信システムにおける符号化装置 1 は、復号装置 3 において受信値や各ノード間で授受されるメッセージを少ないビット数で表現する際に、雑音の分散  $\sigma$  に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散  $\sigma$  が最大となるように、ディグリー・シーケンスを最適化して算出することができ、誤り訂正の性能を向上させることができる。

## 【0177】

また、復号装置 3 は、受信値や各ノード間で授受されるメッセージを少ないビット数で表現する際に、雑音の分散  $\sigma$  に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散  $\sigma$  が最大となるように、量子化幅を最適化することができ、高精度に LDPC 符号の復号を行うことができる。

## 【0178】

したがって、データ送受信システムは、符号の性能の大幅な向上を図ることができ、ユーザに優れた利便・信頼性を提供することができるものである。

## 【0179】

なお、本発明は、上述した実施の形態に限定されるものではない。例えば、上述した実施の形態では、符号化装置及び復号装置をデータ送受信システムにおける送信装置及び受信装置に適用して説明したが、本発明は、例えば、フロッピー（登録商標）ディスク、CD-ROM 又は MO (Magneto Optic) といった、磁気、光又は光磁気ディスク等の記録媒体に対する記録及び／又は再生を行う記録及び／又は再生装置に適用することもできる。この場合、符号化装置によって符号化されたデータは、通信路に等価とされる記録媒体に記録され、復号装置によって復号されて再生されることになる。

## 【0180】

また、上述した実施の形態では、符号化装置及び復号装置ともハードウェアに

よって構成された装置であるものとして説明したが、これらの符号化装置及び復号装置とも、例えばワークステーションやパーソナルコンピュータといったコンピュータ装置において実行可能なソフトウェアとして実現することが可能である。以下、この例について、図 1 3 を参照して説明する。

#### 【 0 1 8 1 】

コンピュータ装置 1 5 0 は、同図に示すように、各部を統括して制御する CPU (Central Processing Unit) 1 5 1 と、各種プログラムを含む情報を格納する読み取り専用の ROM 1 5 2 と、ワークエリアとして機能する RAM (Random Access Memory) 1 5 3 と、各種プログラムやデータ等の記録及び／又は再生を行う HDD (Hard Disk Drive) 1 5 4 と、これらの CPU 1 5 1、ROM 1 5 2、RAM 1 5 3 及び HDD 1 5 4 を接続するバス 1 5 5 と、CPU 1 5 1、ROM 1 5 2、RAM 1 5 3 及び HDD 1 5 4 と後述する表示部 1 5 7、入力部 1 5 8、通信部 1 5 9 及びドライブ 1 6 0 との間でデータの入出力を行うための入出力インターフェース 1 5 6 と、各種情報を表示する表示部 1 5 7 と、ユーザによる操作を受け付ける入力部 1 5 8 と、外部との通信を行うための通信部 1 5 9 と、着脱自在とされる記録媒体 1 7 0 に対する各種情報の記録及び／又は再生を行うドライブ 1 6 0 とを備える。

#### 【 0 1 8 2 】

CPU 1 5 1 は、バス 1 5 5 を介して ROM 1 5 2、RAM 1 5 3 及び HDD 1 5 4 と接続しており、これらの ROM 1 5 2、RAM 1 5 3 及び HDD 1 5 4 を制御する。また、CPU 1 5 1 は、バス 1 5 5 を介して入出力インターフェース 1 5 6 に接続しており、この入出力インターフェース 1 5 6 に接続されている表示部 1 5 7、入力部 1 5 8、通信部 1 5 9 及びドライブ 1 6 0 を制御する。さらに、CPU 1 5 1 は、ROM 1 5 2、HDD 1 5 4 又はドライブ 1 6 0 に装着された記録媒体 1 7 0 に記録されている各種プログラムを実行する。

#### 【 0 1 8 3 】

ROM 1 5 2 は、各種プログラムを含む情報を格納している。この ROM 1 5 2 に格納されている情報は、CPU 1 5 1 の制御の下に読み出される。

#### 【 0 1 8 4 】



R A M 1 5 3 は、C P U 1 5 1 が各種プログラムを実行する際のワークエリアとして機能し、C P U 1 5 1 の制御の下に、各種データを一時記憶する。

【 0 1 8 5 】

H D D 1 5 4 は、C P U 1 5 1 の制御の下に、ハードディスクに対して各種プログラムやデータ等の記録及び／又は再生を行う。

【 0 1 8 6 】

バス 1 5 5 は、C P U 1 5 1 の制御の下に、R O M 1 5 2、R A M 1 5 3 及び H D D 1 5 4 から読み出された各種データ等を伝送するとともに、R A M 1 5 3 及び H D D 1 5 4 に記録する各種データ等を伝送する。

【 0 1 8 7 】

入出力インターフェース 1 5 6 は、C P U 1 5 1 の制御の下に表示部 1 5 7 に各種情報を表示するためのインターフェースと、ユーザによって入力部 1 5 8 を介して操作された内容を示す制御信号を C P U 1 5 1 に対して伝送するためのインターフェースと、C P U 1 5 1 の制御の下に通信部 1 5 9 を介して外部との間でデータを入出力するためのインターフェースと、ドライブ 1 6 0 に装着された記録媒体 1 7 0 に対して各種情報の記録及び／又は再生を行うためのインターフェースとを有し、C P U 1 5 1、R O M 1 5 2、R A M 1 5 3 及び H D D 1 5 4 からのデータを表示部 1 5 7、入力部 1 5 8、通信部 1 5 9 及びドライブ 1 6 0 に対して出力したり、表示部 1 5 7、入力部 1 5 8、通信部 1 5 9 及びドライブ 1 6 0 からのデータを C P U 1 5 1、R O M 1 5 2、R A M 1 5 3 及び H D D 1 5 4 に対して入力したりする。

【 0 1 8 8 】

表示部 1 5 7 は、例えば L C D (Liquid Crystal Display) からなり、C P U 1 5 1 の制御の下に、例えば H D D 1 5 4 に記録されていたデータ等の各種情報を表示する。

【 0 1 8 9 】

入力部 1 5 8 は、例えばユーザによるキーボードやマウスの操作を受け付け、操作内容を示す制御信号を C P U 1 5 1 に対して出力する。

【 0 1 9 0 】

通信部 1 5 9 は、CPU 1 5 1 の制御の下に、例えばネットワーク回線や衛星回線等によって外部との通信を行うインターフェースとして機能する。

【 0 1 9 1 】

ドライブ 1 6 0 は、例えば、フロッピー（登録商標）ディスク、CD-ROM 又は MO といった、磁気、光又は光磁気ディスク等の記録媒体 1 7 0 を着脱し、CPU 1 5 1 の制御の下に、装着された記録媒体 1 7 0 に対する各種情報の記録及び／又は再生を行う。

【 0 1 9 2 】

このようなコンピュータ装置 1 5 0 は、CPU 1 5 1 によって所定のプログラムを実行することにより、上述した符号化装置 1 における符号化処理及び／又は復号装置 3 における復号処理を実現する。

【 0 1 9 3 】

まず、コンピュータ装置 1 5 0 における符号化処理について説明する。

【 0 1 9 4 】

コンピュータ装置 1 5 0 は、例えばユーザが符号化プログラムを実行するための所定の操作を行うと、入力部 1 5 8 により、操作内容を示す制御信号を CPU 1 5 1 に対して供給する。これに応じて、コンピュータ装置 1 5 0 は、CPU 1 5 1 により、符号化プログラムを RAM 1 5 3 にロードして実行し、符号化及び変調して得られたデータを通信部 1 5 9 を介して外部へと出力するとともに、必要に応じて、表示部 1 5 7 に処理結果等を表示する。

【 0 1 9 5 】

ここで、符号化プログラムは、例えば記録媒体 1 7 0 によって提供されるものであって、CPU 1 5 1 の制御の下に、この記録媒体 1 7 0 から直接読み出されてもよく、ハードディスクに 1 度記録されたものが読み出されてもよい。また、符号化プログラムは、ROM 1 5 2 に予め格納されていてもよい。さらに、符号化の対象とするデータは、ここではハードディスクに記録されているものとする。なお、このデータは、上述した入力データ D 3 に対応するものである。

【 0 1 9 6 】

具体的には、コンピュータ装置 1 5 0 は、CPU 1 5 1 によって符号化プログ

ラムを実行すると、CPU 1 5 1 の制御の下に、通信路の状態を推定して雑音の分散  $\sigma$  を求める。

【 0 1 9 7 】

続いて、コンピュータ装置 1 5 0 は、CPU 1 5 1 の制御の下に、求めた雑音の分散  $\sigma$  に基づいて最適化したディグリー・シーケンスを算出する。

【 0 1 9 8 】

続いて、コンピュータ装置 1 5 0 は、CPU 1 5 1 の制御の下に、算出したディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する。

【 0 1 9 9 】

続いて、コンピュータ装置 1 5 0 は、CPU 1 5 1 の制御の下に、ハードディスクに記録されている所望のデータを読み出し、このデータに対して検査行列に基づく生成行列を積算することによってLDPC符号による符号化を行い、上述した符号化データ D 4 に対応する符号化データを生成する。

【 0 2 0 0 】

そして、コンピュータ装置 1 5 0 は、CPU 1 5 1 の制御の下に、生成した符号化データを所定の伝送シンボルにマッピングし、生成した伝送シンボルを1度ハードディスク等に記録した後、所望のタイミングで伝送シンボルを読み出し、通信部 1 5 9 を介して外部へと出力するとともに、必要に応じて、表示部 1 5 7 に処理結果等を表示する。なお、生成した伝送シンボルは、記録媒体 1 7 0 等に記録することもできる。

【 0 2 0 1 】

このように、コンピュータ装置 1 5 0 は、上述した符号化装置 1 における符号化処理を符号化プログラムを実行することによって実現することができる。

【 0 2 0 2 】

つぎに、コンピュータ装置 1 5 0 における復号処理について説明する。

【 0 2 0 3 】

コンピュータ装置 1 5 0 は、例えばユーザが復号プログラムを実行するための所定の操作を行うと、入力部 1 5 8 により、操作内容を示す制御信号をCPU 1 5 1 に対して供給する。これに応じて、コンピュータ装置 1 5 0 は、CPU 1 5

1により、復号プログラムをRAM153にロードして実行し、通信部159を介して外部から受信し、この受信値を復号するとともに、必要に応じて、表示部157に処理結果等を表示する。

【0204】

なお、復号プログラムも、符号化プログラムと同様に、例えば記録媒体170により提供されるものであって、CPU151の制御の下に、この記録媒体170から直接読み出されてもよく、ハードディスクに1度記録されたものが読み出されてもよい。また、復号プログラムは、ROM152に予め格納されていてもよい。

【0205】

具体的には、コンピュータ装置150は、CPU151によって復号プログラムを実行すると、CPU151の制御の下に、ハードディスクから読み出した受信値、若しくは通信部159を介して受信した受信値から雑音の分散 $\sigma$ を測定して求める。

【0206】

続いて、コンピュータ装置150は、求めた雑音の分散 $\sigma$ に基づいて最適化した量子化幅を決定し、この量子化幅で受信値の確率分布を量子化する。

【0207】

そして、コンピュータ装置150は、CPU151の制御の下に、量子化された受信値の確率分布に対する復号動作を例えば数回乃至数十回といった所定の回数だけ反復して行い、上述した復号データD2に対応する所定の回数の復号動作の結果得られた復号データを出力する。このとき、コンピュータ装置150は、CPU151の制御の下に、バリエブルノードから出力されるメッセージの確率分布に対しても、求めた雑音の分散 $\sigma$ に基づいて最適化した量子化幅で量子化する。

【0208】

コンピュータ装置150は、CPU151の制御の下に、得られた復号データをハードディスク等に記録し、必要に応じて、表示部157に処理結果等を表示する。なお、得られた復号データは、記録媒体170等に記録することもできる

## 【 0 2 0 9 】

このように、コンピュータ装置 1 5 0 は、上述した復号装置 3 における復号処理を復号プログラムを実行することによって実現することができる。

## 【 0 2 1 0 】

以上のように、本発明は、その趣旨を逸脱しない範囲で適宜変更が可能であることはいうまでもない。

## 【 0 2 1 1 】

## 【発明の効果】

以上詳細に説明したように、本発明にかかる符号化装置は、入力されたデータに対して低密度パリティ検査符号による符号化を行う符号化装置であって、検査行列における 1 の個数の分布を表すディグリー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出手段と、このディグリー・シーケンス算出手段によって算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成手段と、この検査行列生成手段によって生成された検査行列を用いて符号化を行う符号化手段とを備え、ディグリー・シーケンス算出手段は、符号の復号を行う復号装置にて受信値及びメッセージを低ビット数で表現する際に、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスを最適化して算出する。

## 【 0 2 1 2 】

したがって、本発明にかかる符号化装置は、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンス算出手段によってディグリー・シーケンスを最適化して算出することにより、符号の性能を大幅に向上させることができる。

## 【 0 2 1 3 】

また、本発明にかかる符号化方法は、入力されたデータに対して低密度パリティ検査符号による符号化を行う符号化方法であって、検査行列における 1 の個数

の分布を表すディグリー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出工程と、このディグリー・シーケンス算出工程にて算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成工程と、この検査行列生成工程にて生成された検査行列を用いて符号化を行う符号化工程とを備え、ディグリー・シーケンス算出工程では、符号の復号を行う復号処理にて受信値及びメッセージを低ビット数で表現する際に、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスが最適化されて算出される。

## 【 0 2 1 4 】

したがって、本発明にかかる符号化方法は、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスを最適化して算出することにより、符号の性能を大幅に向上させることが可能となる。

## 【 0 2 1 5 】

さらに、本発明にかかる復号装置は、検査行列における 1 の個数の分布を表すディグリー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出手段と、このディグリー・シーケンス算出手段によって算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成手段と、この検査行列生成手段によって生成された検査行列を用いて符号化を行う符号化手段とを備え、ディグリー・シーケンス算出手段は、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスを最適化して算出する符号化装置によって低密度パリティ検査符号による符号化が施された符号の復号を行う復号装置であって、符号化装置から送信されたデータを受信値として受信する受信手段と、この受信手段によって受信された受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化する量子化手段と、この量子化手段によって量子化された受信値の確率分布に基づいて情報ビットとしてのメッセージを算出するメッセージ算出手段とを備える。

## 【 0 2 1 6 】

したがって、本発明にかかる復号装置は、与えられた雑音の分散に対して復号

後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、最適化されて算出されたディグリー・シーケンスに基づいて符号化された符号を受信手段によって受信し、この受信手段によって受信された受信値の確率分布を量子化手段によって所定の低ビット数で量子化し、この量子化手段によって量子化された受信値の確率分布に基づいてメッセージ算出手段によって高精度に復号することができる。

## 【 0 2 1 7 】

さらにまた、本発明にかかる復号方法は、検査行列における 1 の個数の分布を表すディグリー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出工程と、このディグリー・シーケンス算出工程にて算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成工程と、この検査行列生成工程にて生成された検査行列を用いて符号化を行う符号化工程とを備え、ディグリー・シーケンス算出工程では、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスが最適化されて算出される符号化方法を用いて低密度パリティ検査符号による符号化が施された符号の復号を行う復号方法であって、送信されてきたデータを受信値として受信する受信工程と、この受信工程にて受信された受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化する量子化工程と、この量子化工程にて量子化された受信値の確率分布に基づいて情報ビットとしてのメッセージを算出するメッセージ算出工程とを備える。

## 【 0 2 1 8 】

したがって、本発明にかかる復号方法は、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、最適化されて算出されたディグリー・シーケンスに基づいて符号化された符号を受信し、受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化し、この量子化された受信値の確率分布に基づいて高精度に復号することが可能となる。

## 【図面の簡単な説明】

## 【図 1】

本発明の実施の形態として示すデータ送受信システムを適用する通信モデルの構成を説明するブロック図である。

【図 2】

イニシャル・メッセージに対する量子化を説明するための図であって、(A) は、イニシャル・メッセージの確率分布を示し、(B) は、(A) に示す確率分布を複数の領域に分割するように量子化した様子を示す図である。

【図 3】

量子化幅を最適化するために、信号対雑音電力比  $E_b/N_0$  と復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ( $\log_{10} BER$ ) との関係性を求めた解析結果を説明する図である。

【図 4】

同データ送受信システムにおける復号装置の構成を説明するブロック図である。

【図 5】

同復号装置が有するメッセージ算出部によってメッセージを算出して出力する際の一連の工程を説明するフローチャートである。

【図 6】

イレギュラーな符号で雑音の分散  $\sigma$  を一定としたときにおいて、パラメータ  $d_{c(ave)}$  と復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ( $\log_{10} BER$ ) との関係性を求めた解析結果を説明する図である。

【図 7】

イレギュラーな符号でパラメータ  $d_{c(ave)}$  を一定としたときにおいて、信号対雑音電力比  $E_b/N_0$  と復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ( $\log_{10} BER$ ) との関係性を求めた解析結果を説明する図である。

【図 8】

イレギュラーな符号で雑音の分散  $\sigma$  を一定としたときにおいて、パラメータ  $d_{c(ave)}$  と復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ( $\log_{10} BER$ ) との関係性を求めた解析結果を説明する図であって、確率分布  $P_v$  を量子化する際に、 $V(1)$ 、 $V(2)$  として、確率分布  $P_v$  の 2 項の和を用いる場合と



3 項の和を用いる場合とを比較するための図である。

【図 9】

関数  $\lambda(x)$  における次数  $n$  と復号後の誤り確率が " $10^{-3}$ " となるときの雑音の分散  $\sigma$  との関係性を求めた解析結果を説明する図である。

【図 10】

関数  $\lambda(x)$  における次数  $n$  と復号後の誤り確率が " $10^{-6}$ " となるときの雑音の分散  $\sigma$  との関係性を求めた解析結果を説明する図である。

【図 11】

関数  $\lambda(x)$  における次数  $n_2$  をパラメータとし、次数  $n_1$  と復号後の誤り確率が " $10^{-6}$ " となるときの雑音の分散  $\sigma$  との関係性を求めた解析結果を説明する図である。

【図 12】

同データ送受信システムにおける符号化装置の構成を説明するブロック図である。

【図 13】

コンピュータ装置の構成を説明するブロック図である。

【図 14】

疎な検査行列の一例を説明する図である。

【図 15】

LDP C 符号を復号する際の一連の手順を説明するフローチャートである。

【図 16】

(3, 6) 符号を復号する際における各ノード間でのメッセージの流れを説明する図である。

【図 17】

LDP C 符号を低ビット数で量子化して復号する際の一連の手順を説明するフローチャートである。

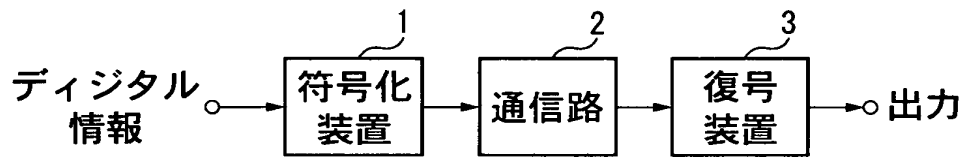
【符号の説明】

1 符号化装置、 3 復号装置、 10 受信部、 20 分散測定部、  
30 量子化幅決定部、 40 量子化部、 50 メッセージ算出部、 60

チャネル推定部、 7 0 ディグリー・シーケンス算出部、 8 0 検査行列  
生成部、 9 0 符号化部、 1 5 0 コンピュータ装置

【書類名】 図面

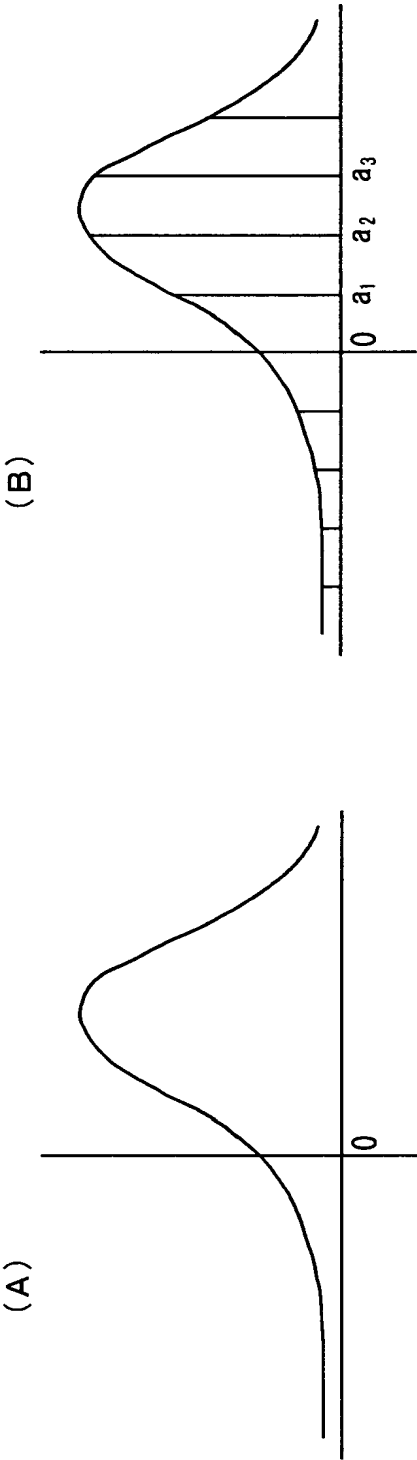
【図 1】



通信モデルの構成ブロック図

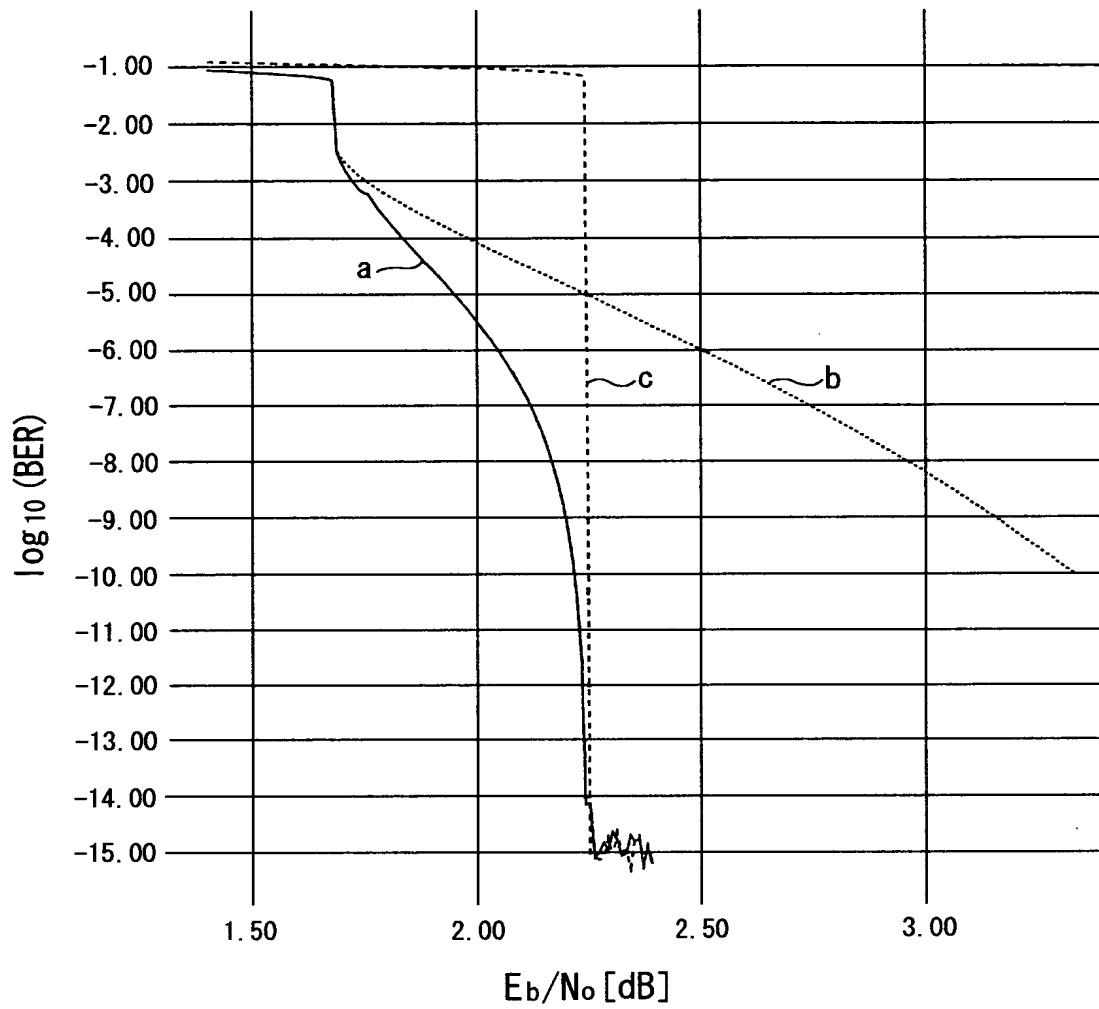


【図 2】



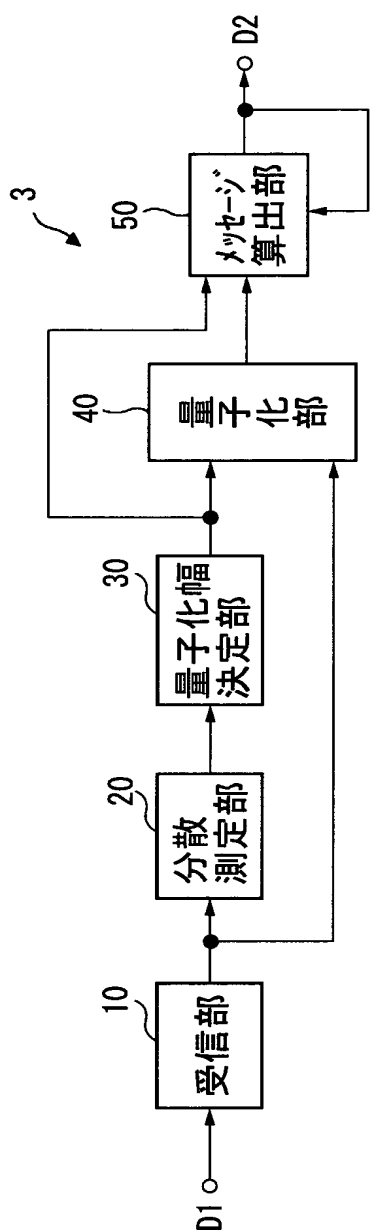
量子化の説明図

【図 3】



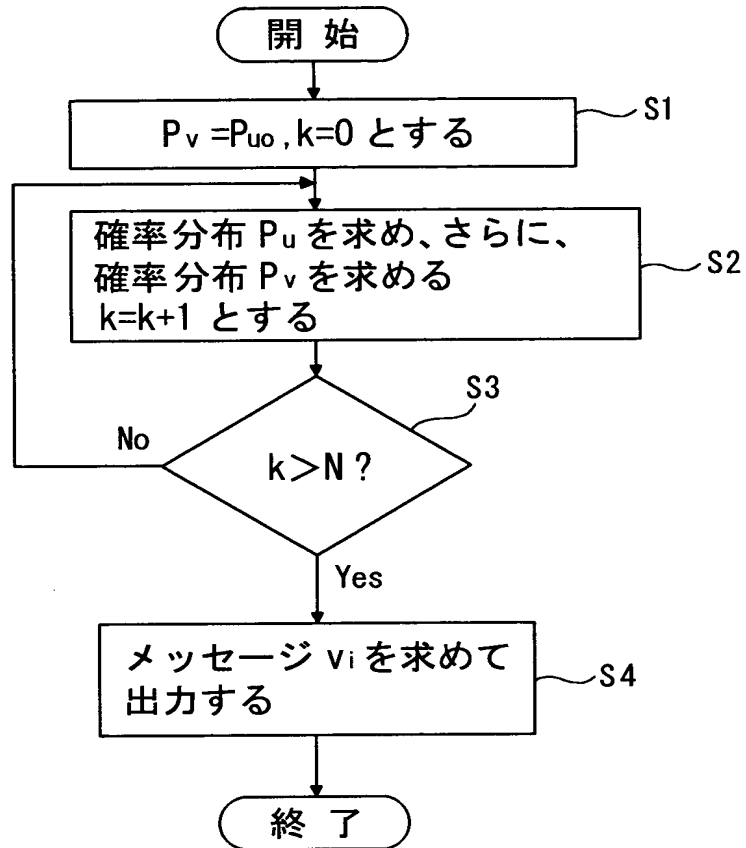
解析結果の説明図

【図 4】



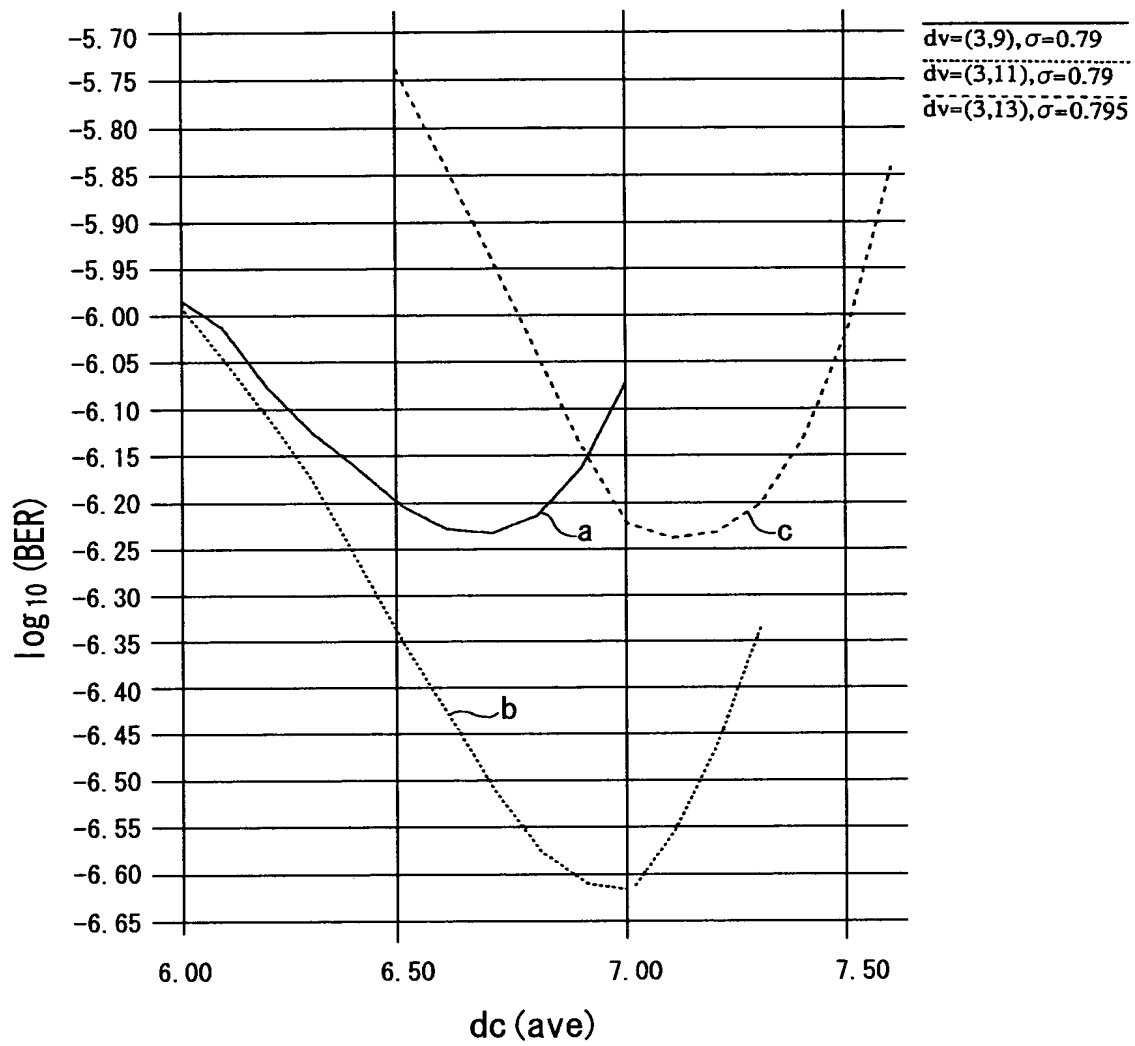
復号装置の構成ブロック図

【図 5】



メッセージ算出部における一連の処理工程

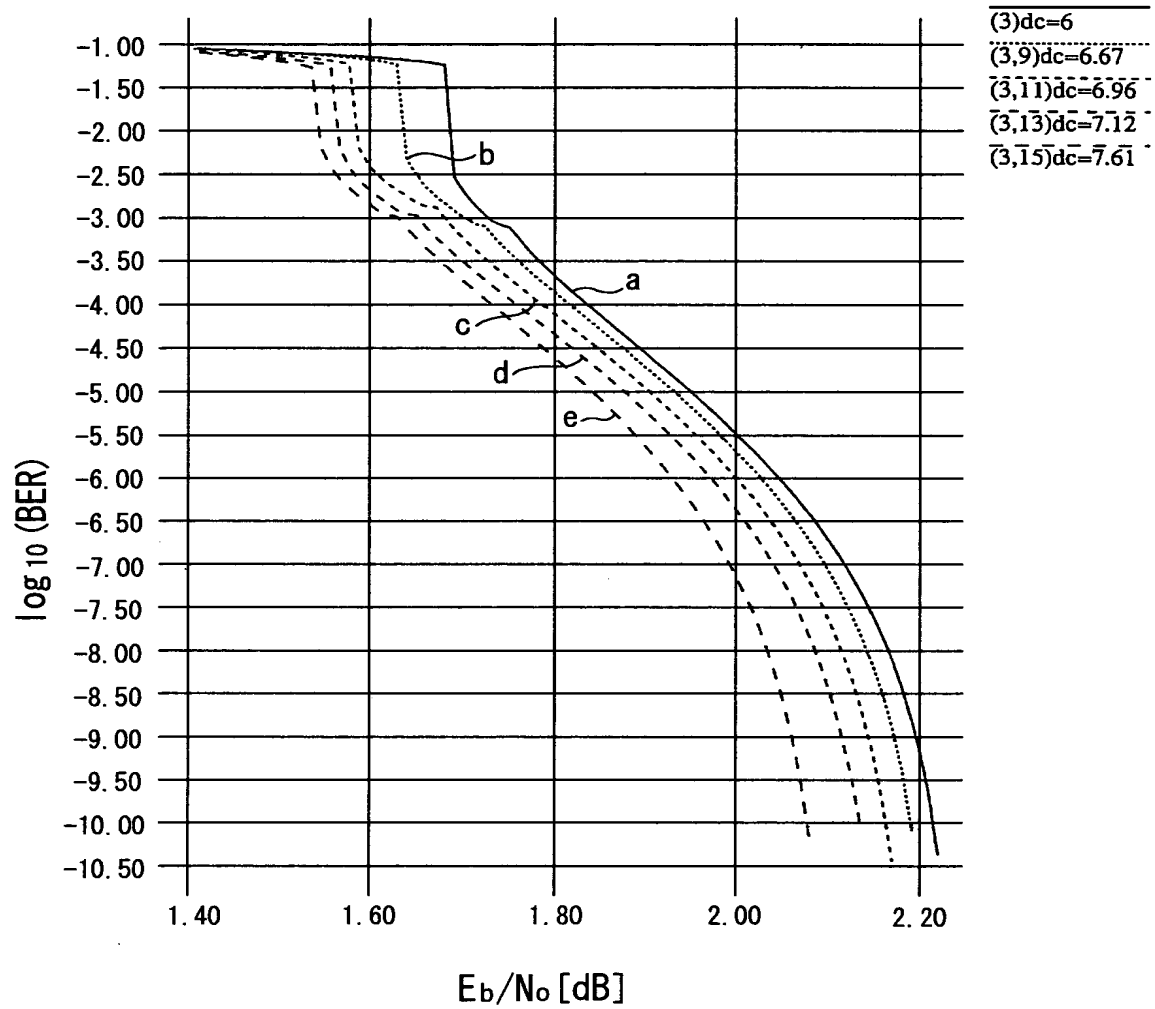
【図 6】



解析結果の説明図

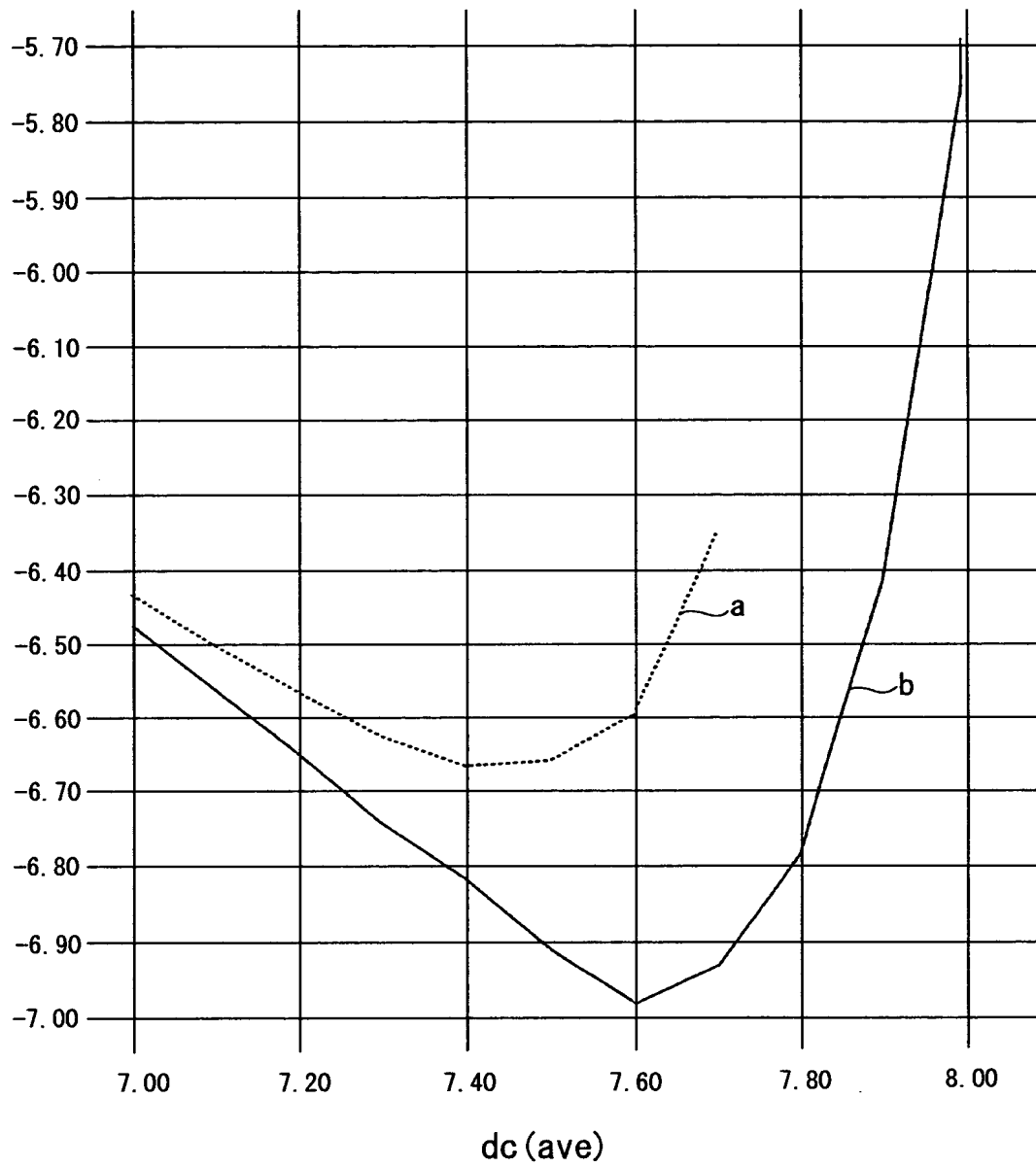


【図 7】



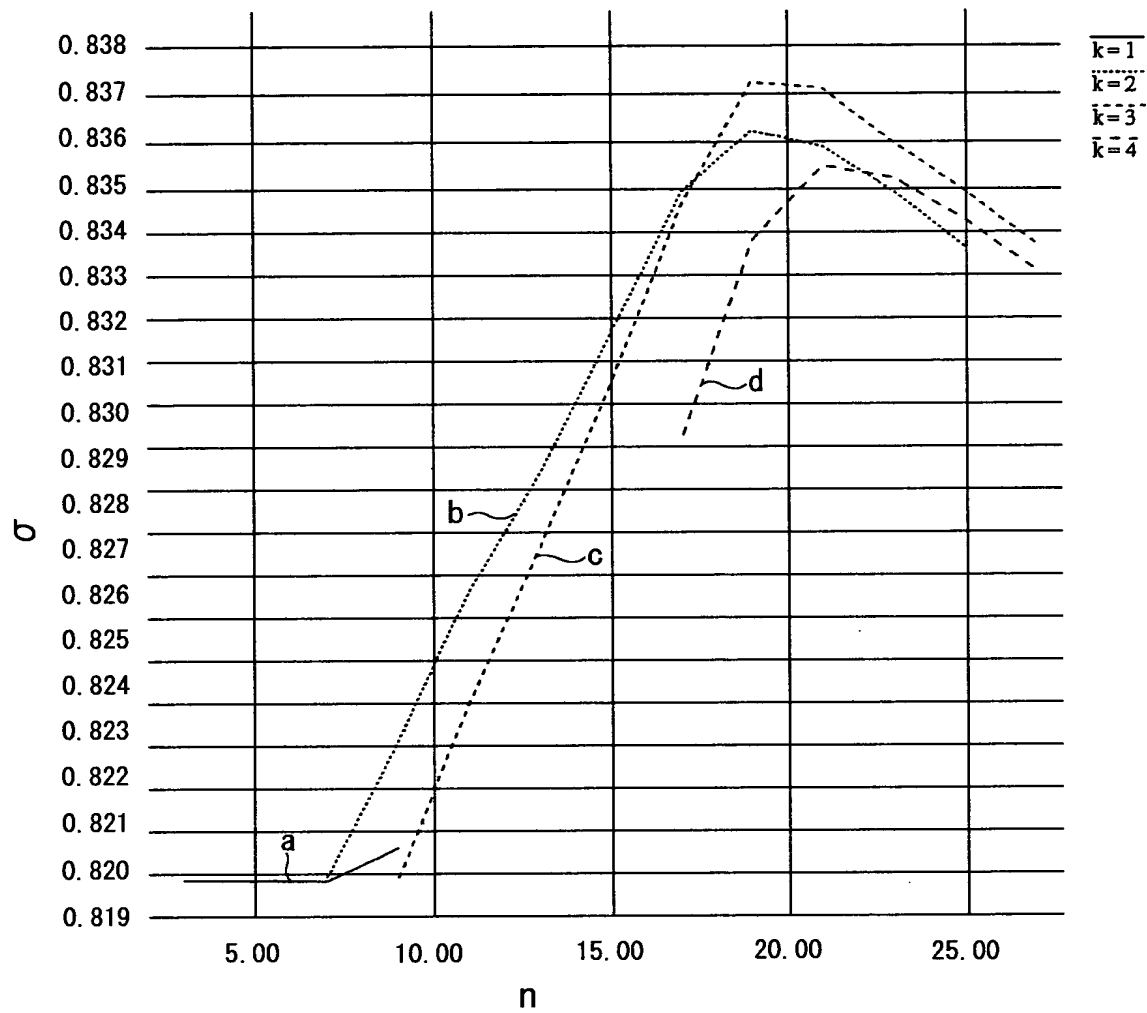
解析結果の説明図

【図 8】



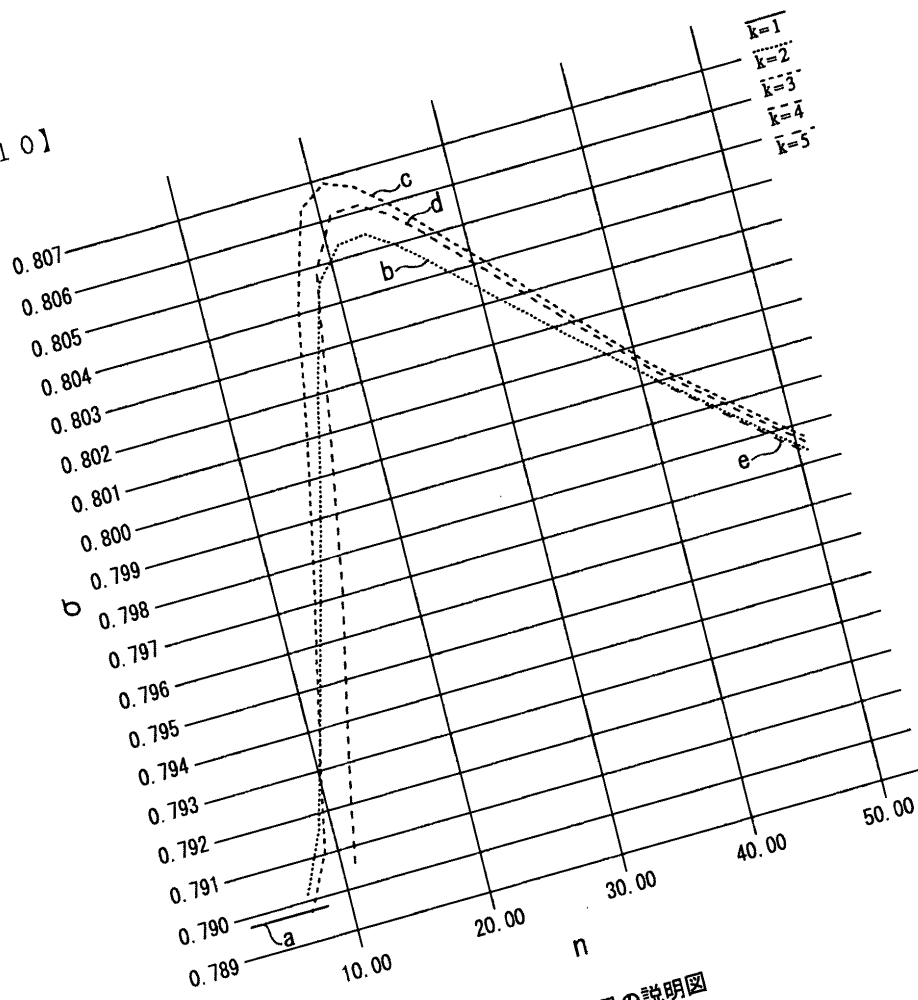
解析結果の説明図

【図 9】



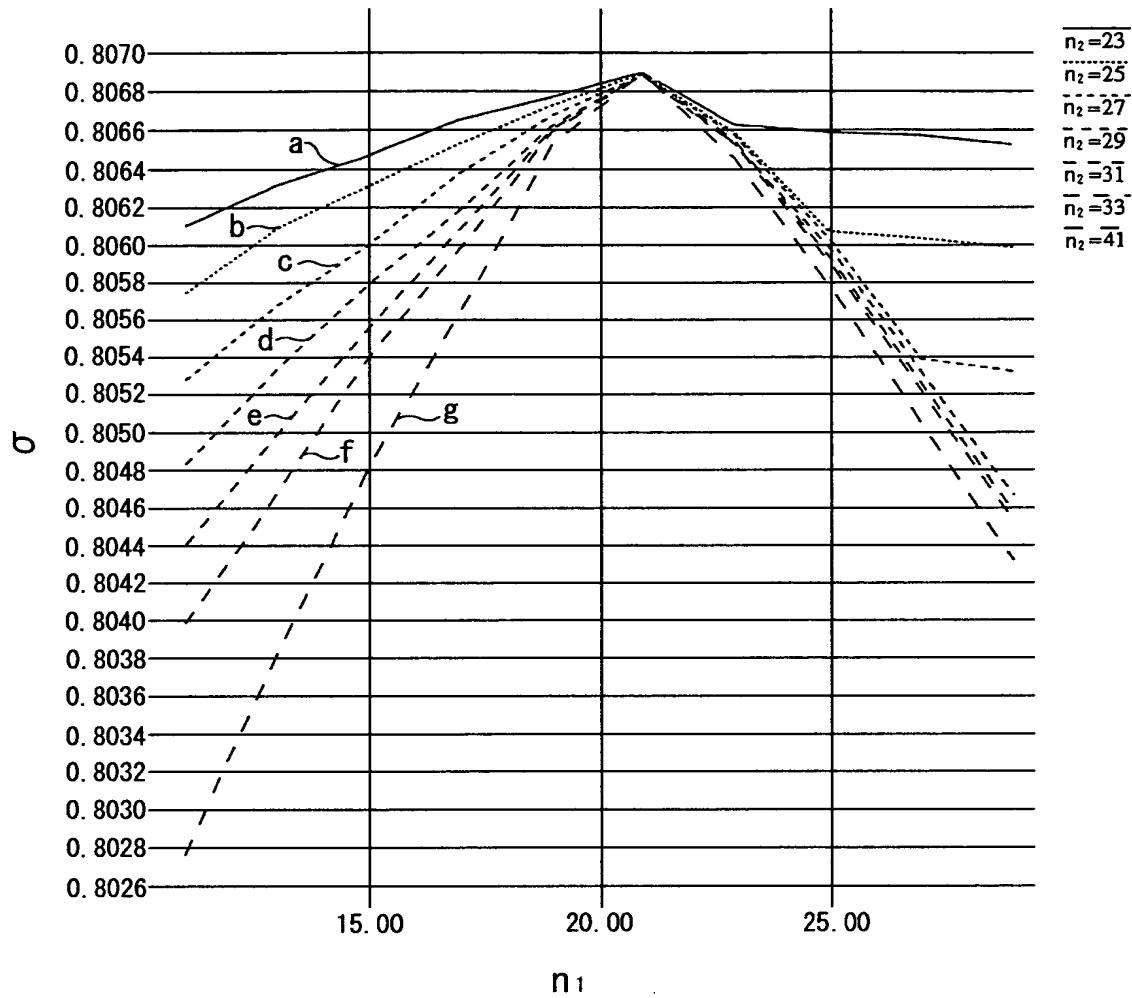
解析結果の説明図

【図10】



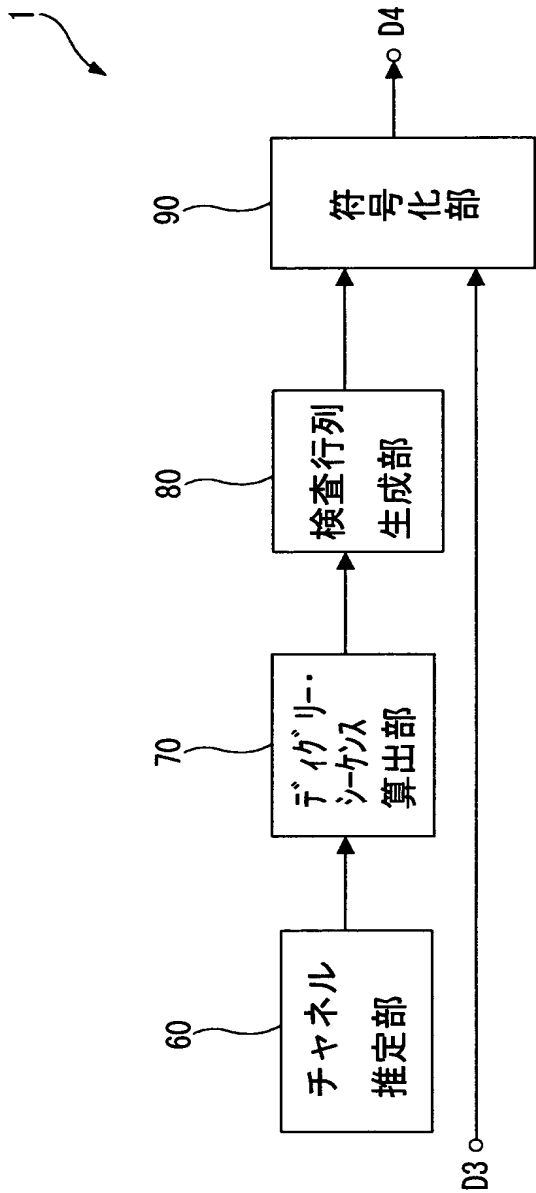
解析結果の説明図

【図 1 1】



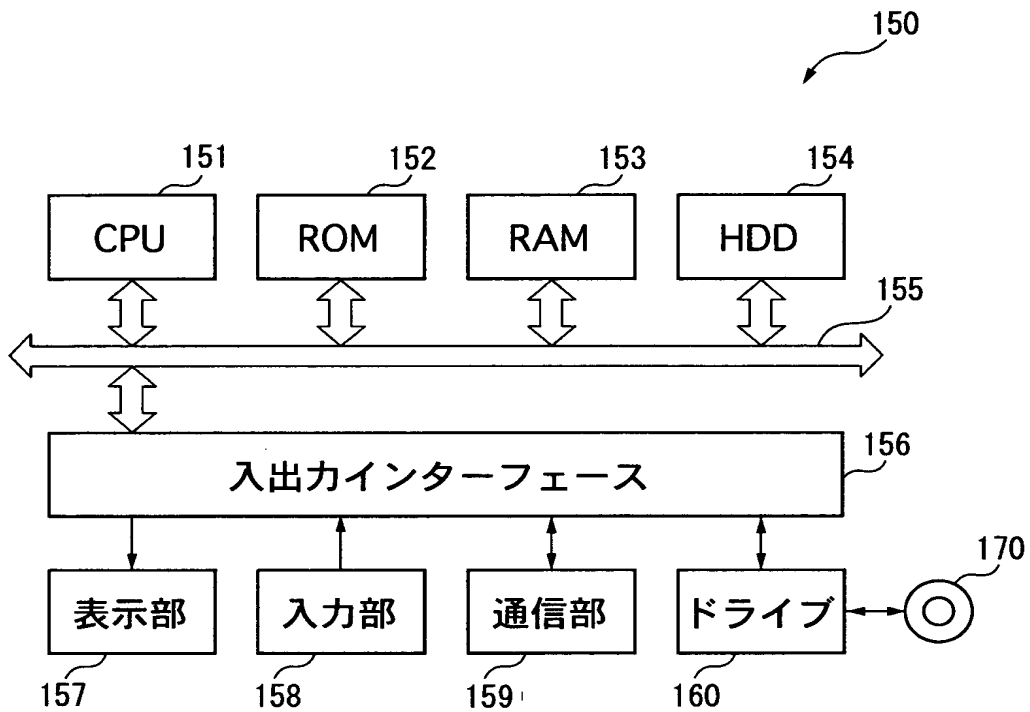
解析結果の説明図

【図 1 2】



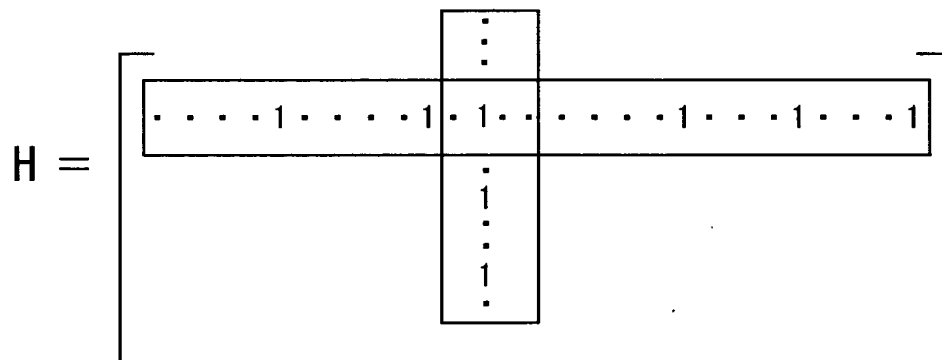
符号化装置の構成ブロック図

【図 1 3】



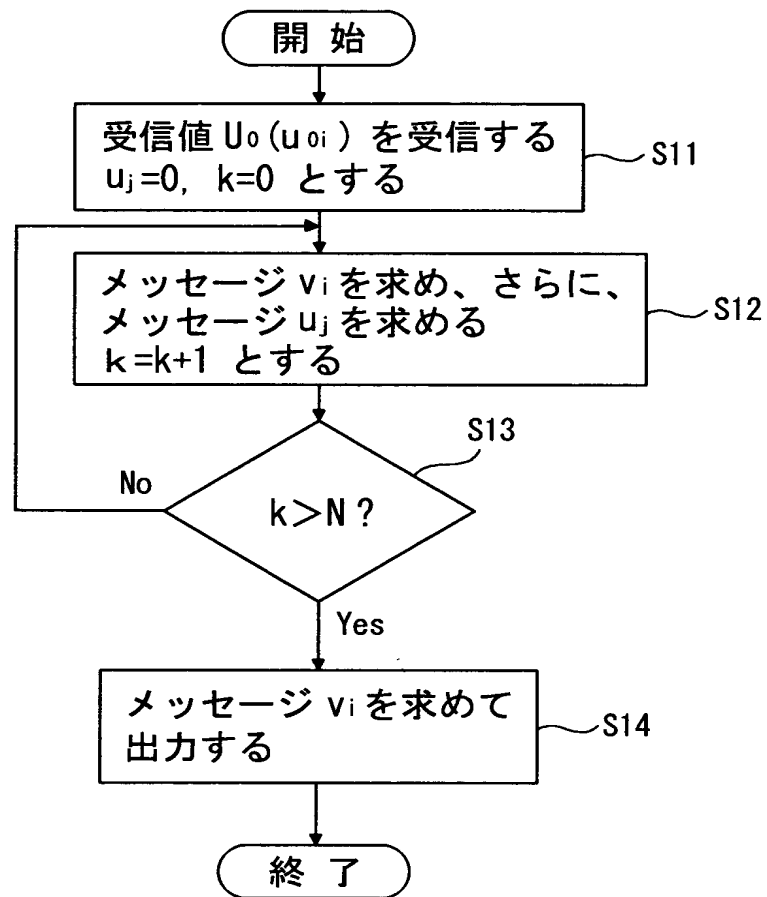
コンピュータ装置の構成ブロック図

【図 1 4】



疎な検査行列の例

【図 1 5】

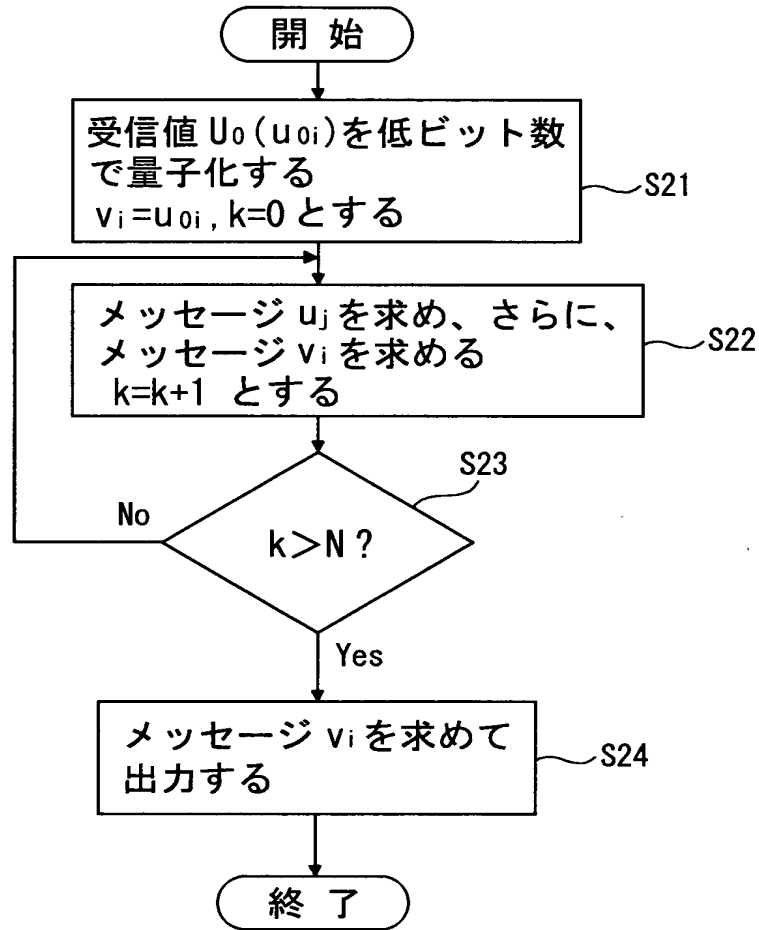


LDPC 符号を復号する際の一連の処理工程





【図 1 7】



LDPC 符号を復号する際の一連の処理工程

【書類名】 要約書

【要約】

【課題】 符号化における検査行列を定義するディグリー・シーケンスと復号における量子化の際の量子化幅を最適化して符号性能を向上させる。

【解決手段】 符号化装置 1 は、検査行列における"1"の個数の分布を表すディグリー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出部 70 と、このディグリー・シーケンス算出部 70 によって算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成部 80 と、この検査行列生成部 80 によって生成された検査行列を用いて符号化を行う符号化部 90 とを備える。ディグリー・シーケンス算出部 70 は、符号の復号を行う復号装置にて受信値及びメッセージを低ビット数で表現する際に、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように、ディグリー・シーケンスを最適化して算出する。

【選択図】 図 1 2

出 願 人 履 歴 情 報

識別番号 [000002185]

1. 変更年月日 1990年 8月30日  
[変更理由] 新規登録  
住 所 東京都品川区北品川6丁目7番35号  
氏 名 ソニー株式会社
2. 変更年月日 2003年 5月15日  
[変更理由] 名称変更  
住 所 東京都品川区北品川6丁目7番35号  
氏 名 ソニー株式会社